



AA

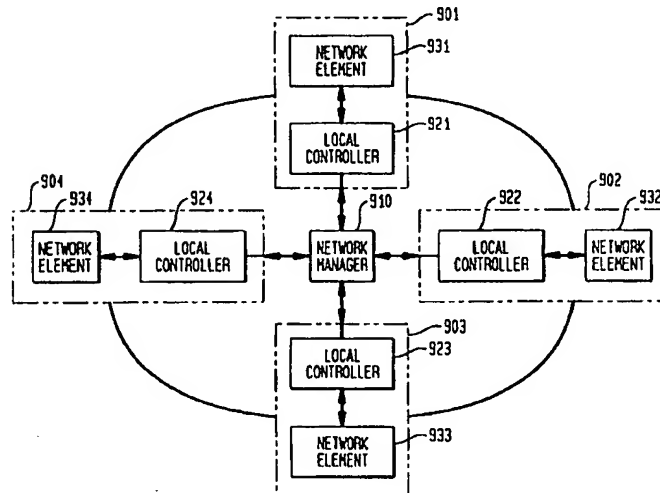
PCT

WORLD INTELLECTUAL PROPERTY ORGANIZATION
International Bureau

INTERNATIONAL APPLICATION PUBLISHED UNDER THE PATENT COOPERATION TREATY (PCT)

(51) International Patent Classification ⁶ : H04J 14/02, H04B 10/20		A1	(11) International Publication Number: WO 99/39470
			(43) International Publication Date: 5 August 1999 (05.08.99)
(21) International Application Number: PCT/US99/01010		(81) Designated States: AL, AM, AT, AU, AZ, BA, BB, BG, BR, BY, CA, CH, CN, CU, CZ, DE, DK, EE, ES, FI, GB, GD, GE, GH, GM, HR, HU, ID, IL, IN, IS, JP, KE, KG, KP, KR, KZ, LC, LK, LR, LS, LT, LU, LV, MD, MG, MK, MN, MW, MX, NO, NZ, PL, PT, RO, RU, SD, SE, SG, SI, SK, SL, TJ, TM, TR, TT, UA, UG, UZ, VN, YU, ZW, ARIPO patent (GH, GM, KE, LS, MW, SD, SZ, UG, ZW), Eurasian patent (AM, AZ, BY, KG, KZ, MD, RU, TJ, TM), European patent (AT, BE, CH, CY, DE, DK, ES, FI, FR, GB, GR, IE, IT, LU, MC, NL, PT, SE), OAPI patent (BF, BJ, CF, CG, CI, CM, GA, GN, GW, ML, MR, NE, SN, TD, TG).	
(22) International Filing Date: 19 January 1999 (19.01.99)		Published <i>With international search report.</i>	
(30) Priority Data: 60/073,433 2 February 1998 (02.02.98) US 09/170,454 12 October 1998 (12.10.98) US			
(71) Applicant: BELL COMMUNICATIONS RESEARCH, INC. [US/US]; 445 South Street, Morristown, NJ 07960-6438 (US).			
(72) Inventors: ELLINAS, Georgios, Nicos; Apartment #1, 23-71 35th Street, Long Island City, NY 11105 (US). BALA, Krishna; Apartment 6A, 222 West 14th Street, New York, NY 10011 (US). CHANG, Gee-Kung; 7 East Lawn Drive, Holmdel, NJ 07733 (US).			
(74) Agents: GIORDANO, Joseph et al.; International Coordinator, Room 1G112R, 445 South Street, Morristown, NJ 07960-6438 (US).			

(54) Title: CONNECTION SET-UP AND PATH ASSIGNMENT IN WAVELENGTH DIVISION MULTIPLEXED RING NETWORKS



(57) Abstract

Techniques for physically implementing fiber ring networks which achieve full mesh connectivity, such networks including a 2-fiber WDM ring network composed of a clockwise ring, and a 4-fiber WDM Self-Healing Ring Network. The number of wavelengths required is derived for both odd and even number of nodes (901-904) on the ring. To physically set-up all required connections in the network, optimal wavelength assignment algorithms are devised so that the wavelength assignment between nodes (901-904) on the ring is systematic and engenders full mesh connectivity while avoiding any possible violation of the color clash constraint. An illustrative algorithm uses a simple matrix approach for calculating the interconnection arrangement.

(19) 日本国特許庁 (J P)

(12) 公表特許公報 (A)

(11) 特許出願公表番号

特表2002-502185

(P2002-502185A)

(43) 公表日 平成14年1月22日 (2002.1.22)

(51) Int.Cl.⁷

識別記号

F I

テーマコード* (参考)

H 0 4 L 12/42

H 0 4 L 11/00

3 3 0

5 K 0 0 2

H 0 4 B 10/20

H 0 4 B 9/00

N

5 K 0 3 1

審査請求 有 予備審査請求 有 (全 56 頁)

(21) 出願番号 特願2000-529815(P2000-529815)
(86) (22) 出願日 平成11年1月19日(1999.1.19)
(85) 翻訳文提出日 平成12年8月2日(2000.8.2)
(86) 国際出願番号 P C T / U S 9 9 / 0 1 0 1 0
(87) 国際公開番号 W O 9 9 / 3 9 4 7 0
(87) 国際公開日 平成11年8月5日(1999.8.5)
(31) 優先権主張番号 6 0 / 0 7 3 , 4 3 3
(32) 優先日 平成10年2月2日(1998.2.2)
(33) 優先権主張国 米国 (U S)
(31) 優先権主張番号 0 9 / 1 7 0 , 4 5 4
(32) 優先日 平成10年10月12日(1998.10.12)
(33) 優先権主張国 米国 (U S)

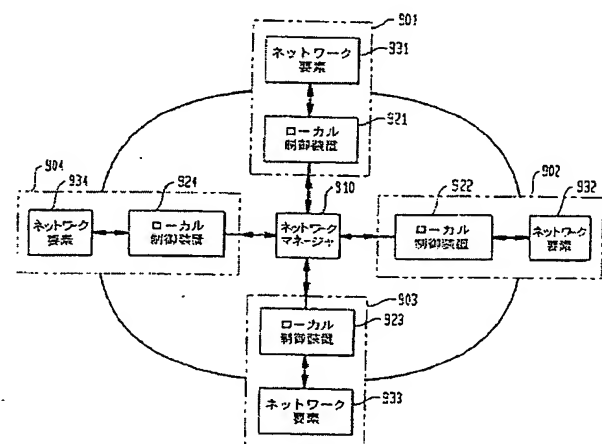
(71) 出願人 テルコーディア テクノロジーズ インコーポレイテッド
アメリカ合衆国 07960-6438 ニュージャージー州 モーリスタウン サウス ストリート 445
(72) 発明者 エリナス ジョルジオス ニコス
アメリカ合衆国 11105 ニューヨーク州 ロング アイランド シティ 35 ストリート 23-71 アパートメント ナンバー 1
(74) 代理人 弁理士 谷 義一 (外 2 名)

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 波長分割多重リングネットワークにおける接続セットアップおよび経路割当て

(57) 【要約】

全メッシュ接続を達成するファイバリングネットワークを物理的に実施するための技法であって、このようなネットワークが、時計回り方向のリングからなる2ファイバのWDMリングネットワークと、4ファイバのWDM自己回復型リングネットワークとを含む。リング上に奇数個のノードがある場合と偶数個のノードがある場合の両方(901~904)について、必要な波長数が導出される。ネットワーク内に必要なすべての接続を物理的にセットアップするためには、リング上のノード(901~904)間の波長割当てが、規則的であり、カラークラッシュ制約を侵害するどのような可能性をも回避しながら全メッシュ接続を発生させるように、最適な波長割当てアルゴリズムが考案される。例示的なアルゴリズムは、単純なマトリックス手法を使用して相互接続の配置構成を計算する。



【特許請求の範囲】

【請求項 1】 時計回りリングと反時計回りリングからなる波長分割多重ネットワークであって、それらのリングが複数のノードを波長接続で相互接続している波長分割多重ネットワークを物理的に実施するための方法であり、それぞれの接続はノードペアを結合している方法において、

規定された数学的アルゴリズムに基づいて、各ノードペア接続の波長割当てを規則的に選択するステップであって、前記アルゴリズムが前記ネットワークに関する周知のサービス程度の制約を満足しているステップと、

各ノードペアを対応の割り当てられた波長で相互接続するステップとを具えたことを特徴とする方法。

【請求項 2】 請求項 1 に記載の方法において、前記選択するステップが、サービス程度の制約の 1 つとして、割り当てられた波長の数を最小にするステップを含むことを特徴とする方法。

【請求項 3】 請求項 2 に記載の方法において、前記ネットワークは光信号を伝播し、前記選択するステップは他のサービス程度の制約として最短経路の経路指定を使用して、光信号を経路指定するステップを含むことを特徴とする方法。

【請求項 4】 請求項 3 に記載の方法において、前記選択するステップは、さらに他のサービス程度の制約として同じファイバ上の光信号が異なる波長を有するように、各ファイバに波長を割り当てるステップを含むことを特徴とする方法。

【請求項 5】 請求項 4 に記載の方法において、前記選択するステップは、さらに他のサービス程度の制約として接続毎に 1 つの波長を専用にするステップを含むことを特徴とする方法。

【請求項 6】 請求項 1 に記載の方法において、前記規定されたアルゴリズムはマトリックスアルゴリズムを含み、前記選択するステップは、マトリックスアルゴリズムを使用して波長割当てを計算するステップを含むことを特徴とする方法。

【請求項 7】 請求項 1 に記載の方法において、前記規定されたアルゴリズム

ムはモジュラアルゴリズムを含み、前記選択するステップは、該モジュラアルゴリズムを使用して波長割当てを計算するステップを含むことを特徴とする方法。

【請求項8】 請求項1に記載の方法において、前記規定されたアルゴリズムはスケーリングアルゴリズムを含み、前記選択するステップは、前記リング上のノード数を増やすために必要な場合にはいつでも前記スケーリングアルゴリズムを使用して波長割当てを計算するステップを含むことを特徴とする方法。

【請求項9】 2つの反対方向のファイバリングからなる波長分割多重ネットワークであって、それらのリングが複数のノードを複数の波長接続で相互接続している波長分割多重ネットワークを物理的に実施するための方法であり、前記ネットワークが完全接続されるようにそれぞれの接続はノードペアを結合し、前記ネットワークは光信号を伝播している方法において、

規定された数学的アルゴリズムに基づいて、各波長接続の波長割当ておよび割り当てられた波長によって相互接続された対応するノードペアとを規則的に決定するステップと、

各ノードペアを対応の割り当てられた波長で相互接続するステップと
を具え、

前記決定するステップは、

割り当てられる波長数を最小にするステップと、

同じファイバ上の光信号が同じ波長を有することがないように、各ファイバに波長を割り当てるステップと、

接続毎の1つの波長を専用にするステップと、

最短経路の経路指定を使用して情報をルート指定するステップと
を含むことを特徴とする方法。

【請求項10】 請求項9に記載の方法において、前記規定されたアルゴリズムはマトリックスアルゴリズムを含み、前記決定するステップが、マトリックスアルゴリズムを使用して波長割当てを計算するステップをさらに含むことを特徴とする方法。

【請求項11】 請求項9に記載の方法において、前記規定されたアルゴリズムはモジュラアルゴリズムを含み、前記決定するステップは、モジュラアルゴ

リズムを使用して波長割当てを計算するステップをさらに含むことを特徴とする方法。

【請求項12】 時計回りリングと反時計回りリングからなる波長分割多重ネットワークであって、それらのリングが複数のノードを波長接続で相互接続している波長分割多重ネットワークを物理的に実施するためのシステムであり、それぞれの接続はノードペアを結合しているシステムにおいて、

規定された数学的アルゴリズムに基づいて、各波長接続の波長割当ておよび割り当てられた波長によって相互接続された対応するノードペアとを規則的に選択するための、ノードに結合されたマネージャ手段であって、前記アルゴリズムは前記ネットワークに関する周知のサービス程度の制約を満足しているマネージャ手段と、

各ノードペアを対応の割り当てられた波長で相互接続するための、前記マネージャ手段に応答しノードに結合された制御装置手段と

を具えたことを特徴とするシステム。

【発明の詳細な説明】

【0001】

(開示の背景)

1. 発明の分野

本発明は、ファイバ通信システムに関するものであって、より詳しくは、カラークラッシュ (color clash) の侵害 (violation) を排除し最短経路の指定を実施する最小波長数を割り当てることによって、波長分割多重リングネットワーク内で最適に適切な経路を選択し、接続をセットアップするための技法に関する。

【0002】

2. 背景技術の説明

今日の統合化ネットワーク内では、単一の通信メディアが、異なる特性を使用してトラフィックを取り扱い、トラフィックが数メガビット/秒から数ギガビット/秒の範囲内で動作することが不可欠である。これによりネットワークは、非常に大きな帯域幅要件を有する大量のデータまたは画像転送（たとえばスーパーコンピュータの相互接続、スーパーコンピュータの映像化、および高解像度の非圧縮医学用画像）などのアプリケーション、ならびにかなり小さな帯域幅しか必要としない音声またはビデオなどのアプリケーションを処理できるようになる。

【0003】

こうしたネットワークに対する要求を満たすために光ファイバが持つ計り知れない可能性は、ここ数十年に渡ってかなり確立されてきた。光ファイバは非常に信頼性が高く（商用的に展開されたシステムにおけるビット誤り率 (BER) は 10^{-11} 未満）、長い中継器間隔 (repeater spacing) に対処可能であって、無限に成長する可能性を備えている。単一モードのファイバは、損失およびビット誤り率の低い高速伝送と結合され、帯域幅がテラビット/秒（何十万人ものユーザに100メガビット/秒のチャネルを送達するのに十分な能力）の伝送媒体を提供する。しかし、単に銅線または他の通信媒体の代わりとして電気スイッチおよび光ファイバを使用する従来のネットワークアーキテクチャは、電子的な速度のボトルネックによって制限されており、ギガビット/秒のア

アプリケーションに対する需要が高まりつつある現在のネットワークでは使用できない。既存の転送ネットワークが発展する次の段階として、同一媒体内で同時伝送を行うためにいくつかの波長を多重化することによって同時性を提供する、波長分割多重 (WDM) 光ネットワークを展開することができる。次いでこの方法は、莫大な総帯域幅の中で管理可能な部分を各ユーザに提供する。

【0004】

光ファイバ通信の技術および装置 (フィルタ、マルチプレクサ/デマルチプレクサ、ファイバ結合器、光スイッチ、多重波長増幅器 (multiwavelength amplifier)、波長追加/ドロップマルチプレクサ (Wavelength Add/Drop Multiplexer) (WADM)、および波長選択式交差接続 (Wavelength Selective Cross-connect) (WSXC) など) が、性能、信頼性、およびコストに関してここ数年間で急速に進歩したことにより、高容量の全国的な広帯域ネットワークを作成するのに使用できる、光学的に経路指定されたWDMネットワークを将来に向けて展開させていくことが可能になった。これらのネットワーク内では、光信号は、ネットワークスイッチで電気信号に変換されることなく、ユーザ間をエンドツーエンド方式で流れることができる。さらに、大きな帯域幅、高ビットレートストリームの単純な交差接続、信号形式やビットレートに依存しないクリアチャネル、機器および操作の節約、ならびに最高の柔軟性を提供することができる。WDMコンポーネントおよび (ほとんどの場合2地点間の) ネットワークが、現在いくつかの企業で製造されている。

【0005】

WDM光ネットワークは、Synchronous Optical Network (同期光ネットワーク/SONET)、Synchronous Digital Hierarchy (同期デジタル階層/SDH)、およびAsynchronous Transfer Mode (非同期伝送モード/ATM) などいくつかのテクノロジー向けの転送ネットワークとして使用し、さらにユーザ間にエンドツーエンド方式のクリアチャネルを提供すると考えられている。また、これらのテクノロジーを利用するかまたは光学ネットワーク (クリアチャネル

) を直接利用する様々なアプリケーションを提供することができる。

【0006】

WDMネットワークの一例には、自己回復型 (self-healing) WDMリングがある。このようなリングは、リングが提供する残存能力ならびにその能力がリングに接続されたすべてのネットワークノードで共用できるという事実により、高容量ローカル交換搬送波ネットワーク用の主要なアーキテクチャ候補となる。

【0007】

図1のリングネットワークは、自己回復型リングアーキテクチャの例、すなわちいわゆる4ファイバWDM共用保護リング100を示す。2本のファイバが「動作」ファイバ（ネットワークトラフィックを搬送する）として使用され、他の2本は「保護」ファイバ（色が濃い—障害時にサービスを回復するためだけに使用される）として使用される。使用可能な動作ファイバが2本あり、接続は最短経路を介して常時経路指定されているので、あらゆる動作ファイバはリング上の光信号トラフィックの半分だけを搬送する。たとえば、時計回りの動作ファイバリング101、反時計回りの動作ファイバリング102、ならびに対応する保護ファイバリング103および104の場合、ネットワークノード111からネットワークノード112への光信号トラフィックは、時計回りの動作リング101で搬送し、これとは逆にネットワークノード112からネットワークノード111への光信号トラフィックは、反時計回りのリング102で搬送することができる。ファイバ断線障害またはネットワークノード障害から回復するためには、動作リング上のトラフィックが障害を避けるために保護リングへ迂回できるように、各操作ノードがループバック保護スイッチング機能を提供する。

【0008】

本発明の主題は、時計回りの動作リングおよび反時計回りの動作リングからなる汎用リングアーキテクチャを処理することであり、自己回復型リングは本発明に従った一般的な原理の一例にすぎない。

【0009】

光信号を搬送するために波長を割り当てる場合、単一のファイバを同時に共用

する光信号が異なる波長を確実に有することが必要があり、そうでない場合はいわゆるカラークラッシュ (CC) が発生し、または、同様に言うならばCC制約の侵害となるであろう。

【0010】

さらに、リングネットワークを実施する時に、最小波長数を展開することも特に重要である。一般に追加すべき波長を各ノードに追加するためには、それぞれが電気光学機器 (たとえばレーザを含む光ネットワークカード) を必要とするため、ネットワーク内での接続のセットアップにかかる費用だけでなく、ネットワークの設備および保守にかかる費用も増加する。

【0011】

これまで、ネットワーク内で必要な接続に波長を割り当てる試みの中で、カラークラッシュの侵害を避けるために特別の手順が考案されてきた。提案によれば、これらの手順は規則的 (systematic) でなく、またスケーラブルでもない。これらの方法が規則的ではない理由は、この技法が所与の相互接続の構成に対して、またはリング内の所与の個数のノードに対して、試行錯誤で実行可能な波長の割当てを行わなければならないからである。これらの方法は以下の点からスケーラブルではない。と言うのも、既存ノードの相互接続に与える混乱を最小限に抑えて、ネットワークに別のノードを追加しようとする場合、規則正しくまたは体系的な方法でこのノードを追加する公知または周知の従来技術の技法、すなわち最小波長数、最短の経路指定を使用すること、およびカラークラッシュの回避を行なうことが確実な従来技術の技法がないからである。これに対して、本発明によれば、結果として2つのノードを追加するためのスケーリング技法では混乱をもたらさず、一方、1つのノードを追加するスケーリング技法は妨害する既存の接続を非常に少ない個数とすることができる。

【0012】

この特別な技法を論ずる本発明の技術分野を代表する一文献としては、A. F. Elrefaie 著「Multiwavelength Survivable Ring Network Architectures」と題する、1993年国際通信会議 (ICC) 議事録 (Proceedings of the

I n t e r n a t i o n a l C o n f e r e n c e i n C o m m u n i c a t i o n s (I C C)) で出版された記事がある。この文献は、CC制約の侵害を回避するための最小波長数を決定する（リング上に奇数ノードがある場合のみ）という問題を対象としているが、リング上のノード数が奇数である場合のみ満足な、リング上のすべての接続に対して波長を割り当てるための特別な技法が示されている。この参照は、リング上のノード数が偶数である場合を対象としていない。さらにこの特別な方法は、波長割当てを規則的に決定する手順だけでなく、リングネットワークをスケーリングする際に波長を割り当てるための規則的な手順も対象としていない。

【0013】

したがって当技術分野では、ノード数が偶数の場合か奇数の場合のいずれかに対して、最短の経路指定に従いカラークラッシュなしで、リングネットワーク内に最小波長数の波長割当てを実施するための規則的な手順が必要である。さらに当技術分野では、ネットワークにノードを追加することが望ましいかまたは必要な場合にはいつでも、ネットワーク接続に波長を割り当てるための規則的な方法が必要である。

【0014】

(発明の概要)

これらの欠点ならびに他の制約および欠陥は、規則的であり、偶数または奇数いずれかのノードを処理可能であり、スケラブルであり、カラークラッシュの侵害を排除する、本発明に従って波長割当ておよび経路指定方法によって未然に防ぐことができる。

【0015】

本発明により、出発点では、初めに静的な観点から解決に取りかかった単一の4ファイバ共用保護自己回復型リングに関する経路指定および波長割当ての問題について考えてみる。リング上の全メッシュ接続に対して十分な数の波長が使用可能であり、リング上の各ノードがリング上で単一の波長を使用して相互に通信すると想定される。これらの想定では、好ましい一技法（マトリックスアルゴリズム）が各接続に割り当てられる波長をあらかじめ計算し、全メッシュ接続が必

要であれば、マトリックスの指定に従ってその波長をすべての接続に割り当てる。同様に、部分的な接続が必要であれば、接続要求が着信したときにアルゴリズムが最短の経路指定を見つけて、この接続に対してマトリックスで指定された波長を割り当てる。全メッシュ接続に十分な波長が使用可能であり、各接続が複数の波長を必要としないため、このマトリックス方式の技法は、常に静的な全メッシュ接続または動的な（実行中の）部分的接続の両方に役立つ。さらにネットワーク内の接続セットアップがいったん確立されると、ネットワークを介した最短の経路指定を即時に認識することができる。

【0016】

本発明の広範囲にわたる態様により、時計回りおよび反時計回りのリングならびに特定の波長を介して相互接続されたノードからなる波長分割多重ネットワークを、物理的に実施するための一方法について記載する。この方法は、（１）規定された数学的アルゴリズムに基づいて各ノードペア接続への波長割当てを規則的に選択し、そのアルゴリズムが波長数を最小にするなどネットワークに関する周知のサービス度制約を満足させるために決定されるものであって、さらに既存の接続への混乱を最小限に抑えながらネットワークをスケーリングするステップと、（２）各ノードペアと対応する割り当てられた波長とを相互接続するステップとを含む。

【0017】

本発明の他の態様によれば、規定されたアルゴリズムを使用してネットワーク内の接続セットアップがいったん確立されると、ネットワーク上でのトラフィックの経路指定が最短の経路指定を介して実施される。

【0018】

（詳細な説明）

以下の記述を考慮した後、当業者であれば、静的または動的のいずれかの波長割当てならびに構成済みネットワークを上記の最短経路指定を含む波長分割多重サービスに、本発明の教示を利用できることが明確に理解されよう。

【0019】

第１に、リング上のノードが奇数の場合と偶数の場合とでは異なる、このよう

なリングに必要な最小波長数を解明する。

【0020】

次に、マトリックス手法に基づく最適な波長割当て技法の説明のための実施形態について論じるが、この技法はリング上のすべての接続に必要な最小波長数を割り当てるため、カラークラッシュは発生しない。さらにもう一度、リング上のノード数が奇数の場合と偶数の場合について別々に解決する。次いでこの技法のスケラビリティをカバーする。

【0021】

最後に、これもカラークラッシュの侵害が発生しないことを保証するモジュラ手法に基づく最適な波長割当てスキームの代替の実施形態について、スケリングに関する考慮すべき点と共に論じる。

【0022】

接続セットアップの特徴

以下の特徴は、波長分割多重ネットワークを最適化する方法をまとめたものである。

【0023】

(1) カラークラッシュ制約を侵害することのない、全メッシュ接続のための最小波長数を展開する。ここで、全メッシュ接続とはネットワーク内の各ノードが他の各ノードに直接接続されていることを意味する。

【0024】

(2) 最短経路を介して経路指定する（ノード数が奇数の場合は最も遠いノードへの最短経路が1つだけしかなく、ノード数が偶数の場合は最も遠いノードへの最短経路が2つあり、1つが選択される）。

【0025】

(3) 1つの接続当たり1つの専用波長。

これら特性のすべての重要性を後半で詳細に説明する。

【0026】

第1に、教育学的には、概要を全体的に見た波長割当て、ならびに所与のリングがスケリングされたときすなわちノードが追加されたときのリングへの増分

変化を理解することが有益である。そのために、 $N=3$ ノードを備えたリングの波長割当てを示す、図2Aを参照する。1つの波長、すなわち W_1 は、3つのノードを相互接続するのに十分である（時計回り方向だけが表示されており、他の3つの接続（図示せず）は（第2のファイバを使用して）他方向の同じ波長を使用することに留意されたい）。図2Bを参照すると、ネットワーク内のノード数が $N=3$ から $N=5$ ノードに増えたときの新しい接続が示されている。ここで、2つの新しい波長、すなわち W_2 および W_3 は、全メッシュ接続を実施する必要がある。

【0027】

I. 全メッシュ接続に必要な波長数

N ノードリングに対しては、各ノード i は、最短経路ルートを通じてリング上にある他のすべての $(N-1)$ ノードに接続される。各接続用に選択された方向（時計回り方向または反時計回り方向）は、最短経路ルート用の決定係数である。このネットワークは左右対称であるため、一方向で実行されるすべての分析を他の方向にも適用することができる。この分析は、リングに接続されるノードが奇数の場合と偶数の場合との間で区別する。

【0028】

I. 1 リング上のノードが奇数の場合 ($N=N_{od}$)

全メッシュ接続に必要な最小波長数を見つけるためには、カラークラッシュ制約を遵守しながら、単一方向で単一ファイバを共用する最大数の接続を計算する必要がある。これは順に、カラークラッシュ制約を侵害せずにすべての接続を完了させるのに必要な最小波長数に等しくなる。常時最短ルートが選択されるので、任意の2つのノードを相互接続するための最長経路はリングの $((N_{od}+1)/2)-1$ セグメントに等しく、ここでセグメントはリング上で隣接する2つのノード間のリンクとして特に定義される。したがって、多くて $(N_{od}+1)/2$ ノードが1本の共通ファイバを共用することになる。したがって、全接続に必要な最小波長数 W_{od} は以下の数式(1)で与えられる。

【0029】

【数1】

$$W_{\text{odd}} = (N_{\text{odd}}^2 - 1) / 8 \quad (1)$$

【0030】

I. 2 リング上のノードが偶数の場合 ($N = N_{\text{even}}$)

この場合、最短ルートを選択すると、任意の2つのノードを相互接続するための最長経路は、リングの $(N_{\text{even}} / 2)$ セグメントに等しくなる。したがって、多くて $((N_{\text{even}} + 2) / 2)$ ノードが1本の共通ファイバを共用することになる。したがって、全メッシュ接続に必要な十分な数の波長（すなわち上限） W_{even} は以下の数式（2）で与えられる。

【0031】

【数2】

$$W_{\text{even}} = ((N_{\text{even}} + 1)^2 - 1) / 8 \quad (2)$$

【0032】

N_{even} の場合は「次の奇数」 $(N_{\text{even}} + 1)$ の場合と同じ数の波長が必要である。数式（2）は、すべての最短経路接続が単一方向に割り振られると想定しているが、リング上に偶数のノードがある場合には、最長接続のための最短経路がどちらの方向でも可能であるという事実を考慮に入れることによって、新しい式を見つけることができる。 $(N_{\text{even}} / 2)$ が偶数である場合、すなわちリング上のノード数が2および4で割り切れる場合（ $N^{\text{e}}_{\text{even}}$ ケースと呼ぶ）と、 $(N_{\text{even}} / 2)$ が奇数である場合、すなわちリング上のノード数が2では割り切れるが4では割りきれない場合（ $N^{\text{o}}_{\text{even}}$ ケースと呼ぶ）とではこの分析は異なる。これらの場合には、それぞれ数式（3）および（4）で与えられる波長数を使用して全メッシュ接続を達成することができる。

【0033】

【数3】

$$W_{\text{even}}^{\text{e}} = (N_{\text{even}}^{\text{e}})^2 / 8 \quad (3)$$

【0034】

【数4】

$$W_{\text{even}}^0 = (N_{\text{even}}^0 + 4)^2 / 8 \quad (4)$$

【0035】

さらに必要な最小波長数（それぞれ W_{odd} 、 W_{even}^* 、および W_{even}^0 ）が、カラクラッシュ制約を侵害することのない全メッシュ接続に十分な波長数でもあらることが容易に示される。

【0036】

II. 説明のための最適波長割当てアルゴリズム

カラクラッシュ制約を侵害することなく、リングへの全メッシュ接続を達成するために最小波長数をすべての接続に割り当てる、例示的な最適波長割当てアルゴリズムについて考察する。ここで説明されるように、このアルゴリズムはマトリックス手法に基づいたものである。マトリックスの列はリング上のノードを表し、行は1つのノードから他のあらゆるノードへのそれぞれの接続に必要な波長を表す。以下のいくつかの簡単な規則に従ってマトリックスに適当に記入することにより、適切な波長割当てが得られる。次に、リングに接続されたノード数が奇数の場合と偶数の場合に、アルゴリズムがどのように作用するかについて説明する。

【0037】

II. 1 ケース1：リング上のノードが奇数の場合

$N = N_{\text{odd}}$ の場合のマトリックス定義

【0038】

1.) マトリックスのサイズは $(N_{\text{odd}} \times W_{\text{odd}})$ であって、ここで W_{odd} は数式(1)を使用して計算した波長数であり、 N_{odd} はネットワーク内のノード数である。

【0039】

2.) マトリックス内に配置される値は1から L_{max} までであって、ここで $L_{\text{max}} = (N_{\text{odd}} - 1) / 2$ は、リング上にある任意の2つのノード間における最短経路のルート指定を介した最長接続を示す。

【0040】

3.) 位置 (i, j) の値 K とは、ノード j が波長 W_i を使用してノード $(j + K) \bmod (N_{dd})$ に接続されること（（マトリックス列の最後から最初へ戻る）ラップアラウンド (wrap-around) を含む）を示す。

【0041】

4.) 位置 (i, j) の記号 X は、ノード j から始まるどんな接続にも波長 W_i が使用されないことを示す。

【0042】

マトリックス内に配置された値は、それぞれのノードから他のあらゆるノードへの一方向のみの接続を表す（接続の総数の半分を表す）。マトリックスに記入するためには、以下に示す特定セットの規則に従わなければならない。

【0043】

1.) 行内：マトリックスに数値 K を挿入後、その数の後に $(K-1)$ のスペースが空白のまま残る（ラップアラウンドを含む）、すなわち、位置 (i, j) に数値 K を配置する（波長 W_i がノード j をノード $(K+j) \bmod (N_{dd})$ に接続する）と、位置 $(i, ((j+1) \bmod N_{dd}))$, ..., $(i, (j + (K-1) \bmod N_{dd}))$ は空白になる（それらが使用できないことを示すためにそれらの位置に X が配置される）。同じ波長を使用する交差経路を備えた2つの接続が発生し、その結果カラークラッシュ制約を侵害してしまうため、これらの位置は使用できない。

【0044】

2.) 列内： $i = j$ である2つのエントリ i および j は存在できない。単一の列内に同じ数値を有することにより、各数値が接続内の「ホップ」数を表すので、ノードは異なる波長を使用して同じ接続を繰り返す。これは、任意の2つのノード間には単一の接続があり、その接続には専用の波長が割り当てられるという最初の想定に反する。

【0045】

3.) 列内：全範囲の数値 $1, \dots, L_{max}$ が使用される。これらのエントリは「接続ホップ」に対応する（すなわち列1に数値2が表示された場合は、ノ

ード1とノード3との間の接続を意味する)ため、この規則は各ノードが他のすべてのノードに(一方向のみで)接続されており、全メッシュ接続がサポートされることを保証する。これは双方向リングであるので、1つのノードは、反対方向に進むファイバ上にある残りの $(N_{dd} - 1) / 2$ ノードと通信することに留意されたい。

【0046】

4.) 行内: 行内のすべての値を合計すると N_{dd} に等しくなる。この規則は、各波長がリング上にあるすべてのセグメントで確実に1回使用されるので、完全に利用されることを保証する。

【0047】

前述の規則1~4は、カラークラッシュ条件が侵害されないことを保証するものであって、ノード間に複数の接続が存在せず、すべての接続に別個の波長が割り当てられ、各波長が完全に利用される。明確に言えば、これらの規則に従って前記で定義したマトリックスに記入することができれば、全メッシュ接続をサポートする最適な波長割当てが得られる。これが真理である理由は、マトリックスのサイズは必要な最小波長数 W_{dd} が使用されることを示唆するものであるためである。

【0048】

マトリックスに記入する簡単な一方法は、マトリックスのエントリを列ごとに1つずつ循環的にシフトさせる方法、すなわち第1の列にエントリ1、2、...、 L_{max} を配置し、第2の列にエントリ L_{max} 、1、2、 $L_{max} - 1$ を配置する等である。表Iは、奇数サイズのリングネットワーク($N_{dd} = 7$)のためのマトリックスの一例である。 $N_{dd} = 7$ ノードの場合、 $W_{dd} = 6$ の波長が必要であり、最長接続は $L_{max} = 3$ である。マトリックスの列エントリは、上記で説明したような循環シフトに従う。図3は、そのマトリックスから得られる波長割当てを示す。

【0049】

【表1】

表 I

	A	B	C	D	E	F	G
W_1	1	3	X	X	3	X	X
W_2	2	X	2	X	1	2	X
W_3	3	X	X	1	2	X	1
W_4	X	1	3	X	X	3	X
W_5	X	2	X	2	X	1	2
W_6	X	X	1	3	X	X	3

【0050】

$N_{dd} = 11$ ノードの場合の、第 2 の例を表 I I に示す。ここでも循環シフト手法を使用してマトリックスに記入する。全メッシュ接続には多数の波長 ($W_{dd} = 15$) が必要であるため、対応する波長割当てグラフはここには示さない。ただし対応するマトリックスが与えられれば、波長割当てが単純な作業となることは簡単に理解されよう。

【0051】

【表 2】

表 I I

	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K
W_1	1	5	X	X	X	X	5	X	X	X	X
W_2	2	X	4	X	X	X	1	4	X	X	X
W_3	3	X	X	3	X	X	2	X	3	X	X
W_4	4	X	X	X	2	X	3	X	X	2	X
W_5	5	X	X	X	X	1	4	X	X	X	1
W_6	X	1	5	X	X	X	X	5	X	X	X
W_7	X	2	X	4	X	X	X	1	4	X	X
W_8	X	3	X	X	3	X	X	2	X	3	X
W_9	X	4	X	X	X	2	X	3	X	X	2
W_{10}	X	X	1	5	X	X	X	X	5	X	X
W_{11}	X	X	2	X	4	X	X	X	1	4	X
W_{12}	X	X	3	X	X	3	X	X	2	X	3
W_{13}	X	X	4	1	5	X	X	X	X	5	X
W_{14}	X	X	X	2	X	4	X	X	X	1	4
W_{15}	X	X	X	X	1	5	X	X	X	X	5

【0052】

このマトリックスは、一方向のみの波長割当てを指定するものである。他方向の波長割当てはまったく同じである。他方向の接続は別のファイバで搬送されるため、これはCC制約を侵害するものではない。

【0053】

I I. 2 ケース2：リング上の偶数のノード

Nが偶数の場合、すべての接続が一方向のみで割り振られたときの全メッシュ接続に必要な最小波長数は数式(2)に示してある。ただし、最長接続のために最短経路ルートの方角を選択することによって、必要な最小波長数は数式(3)および(4)から得られる。この分析は、 N°_{even} の場合と N°_{even} の場合では以

下のように異なる。

【0054】

ケース2a : $N = N^{\text{even}}$

$N = N^{\text{odd}}$ の場合に使用されるものと同じ波長割当てスキームがここでも使用される。以下に表された新しい割振りスキームを使用して第1に最長接続が割り振られ、これらの接続に $N^{\text{even}}/4$ 波長が割り当てられる。残りの接続は、修正されたマトリックス手法を使用して以下のように割り振られる。

【0055】

(i) すべての最長接続について、一方向の接続 (j, k) および (k, j) ならびに他方向の接続 $(j+1, k+1)$ および $(k+1, j+1)$ に対して波長 W_i を割り当て、一方向の接続 $(j+2, k+2)$ および $(k+2, j+2)$ ならびに他方向の接続 $(j+3, k+3)$ および $(k+3, j+3)$ に対して波長 $W_{(i+1)}$ を割り当てる新しい波長割当てスキームが定義される。一般に波長割当てアルゴリズムは、リング上のノードを代えるために方向を交互にし、どちらの接続ペア（接続ペアとは (i, j) , (j, i) のペア）にも同じ波長を割り当てる。

【0056】

波長は再使用するため、CC制約を侵害せずにすべての最長接続をカラーリングするために必要となるのは、接続数 $N^{\text{even}}/4$ の半分の波長のみである。すべての接続をカラーリングするのに必要な合計波長数は、 W^{longest} に、残りの接続をカラーリングするのに必要な波長数を加えたもの ($W^{\text{remain}} = (N^{\text{even}} - 1)^2/8$) に等しくなる。したがって、 $W^{\text{even}} = W^{\text{longest}} + W^{\text{remain}} = (N^{\text{even}})^2/8$ となる。

【0057】

(ii) 残りの接続には、以下の修正されたマトリックス手法を使用して波長が割り当てられる。

【0058】

$N = N^{\text{even}}$ の場合のマトリックス定義

1. マトリックスのサイズは $(W^{\text{prev}} \times N^{\text{even}})$ であり、ここで W^{prev} は

数式(1)を使用して計算された前の奇数ケースの波長数であり、 N^{even} はリング上にあるノード数である。

【0059】

2. マトリックス内に配置される値は1から $(L_{\text{max}} - 1)$ の範囲であり、ここで L_{max} はリング上にある任意の2つのノード間の最長接続を表す。 $L_{\text{max}} - 1$ という数は、「前の奇数」($N^{\text{prev}} = N^{\text{even}} - 1$)ケースにおける任意の2つのノード間の最長接続を表す。

【0060】

3. 位置 (i, j) の値 K とは、ノード j が波長 W_i を使用してノード $(j + K) \bmod (N^{\text{even}})$ に接続されることを示す。

【0061】

4. 位置 (i, j) の記号 X は、ノード j から始まるどんな接続にも波長 W_i が使用されないことを示す。

【0062】

マトリックス内に配置された値は、それぞれのノードから他のあらゆるノードへの、一方向のみの最長接続を除くすべてを表す。ここでもケース1と同じマトリックス規則が適用される。明確に言えば、これらの規則ならびに最長接続用の新しい波長割当てスキームに従ってマトリックス($W^{\text{prev}} \times N^{\text{even}}$)に記入することは、全メッシュ接続をサポートする最適な波長割当てに対応する。ここでこの新しいマトリックスは次のように記入される。

【0063】

ステップ1: 循環シフト方法を使用して、前の奇数マトリックスに記入する。

ステップ2: マトリックスの任意の位置に新しい列が追加される。

ステップ3: 各行で、アルゴリズムが新しい列を起点にして、最初の数値エントリ(X を除く)に出会うまで、その行を左方向にトラバース(traverse)する(ラップアラウンドを含む)。

【0064】

ここで、2つの簡単な規則を使用して新しい列に記入する。

【0065】

【外 1】

規則1：出会った数値エントリKが、

前の奇数ケース $L_{\max}^{\text{prev(odd)}}$

の最長接続エントリよりも小さい場合は、

新しい列にXを配置し、Kを1だけ増分する。

規則2：出会った数値エントリKが $L_{\max}^{\text{prev(odd)}}$

に等しい場合は、新しい列より後のXの数を数値Qで示す。

その後アルゴリズムは新しい列に数値 $M=Q+1$ を配置し、

これでKが $K=K-Q$ となる。

表 III は、 $N_{\text{even}} = 8$ の場合のこのようなマトリックスを示す

(列5 (E) はマトリックス内の新しい列である)。

【0066】

【表 3】

表 I I I

	A	B	C	D	E	F	G	H
W_1	1	3	X	X	1	3	X	X
W_2	2	X	2→3	X	X	1	2	X
W_3	3	X	X	1→2	X	2	X	1
W_4	X	1	3→2	X	2	X	3	X
W_5	X	2	X	2→3	X	X	1	2
W_6	X	X	1	3→1	3	X	X	3

【0067】

表 I I I のマトリックスでは、最長のものを除くすべての接続が6つの波長（前の奇数ケース ($N^{\text{odd}} = 7$) と同じ数の波長）を使用して割り振られる。最長接続の半分の割振りを図4に示す（時計回り方向）。反時計回り方向の他のすべての接続について、同一の割当てが有効である。

【0068】

ケース 2 b : $N = N^{\text{even}}$

ここでも、波長割当てスキームは第1に最長接続を割り振り、これらの接続に ($N^{\text{even}} - 2$) / 4 + 1 波長が割り当てられる。残りの接続は、 N^{even} ケースと同じマトリックス手法を使用して割り振られる。

【0069】

最長接続数は再度 $N^{\text{even}} / 2$ に等しくなり、ここでは奇数である。最長接続の新しい波長割振りスキームは、ここで「ノードペア」について単一方向の最長接続に同じ波長を割り当てるが、これはすなわち、ノード k からノード j への最長接続に波長 W_i を割り当てる場合、ノード j からノード k への最長接続にも同じ波長を割り当てるということである。 ($N^{\text{even}} / 2$) は奇数であるため、すべての「接続ペア」に割り当てた後、1つの波長に接続をもう1つ割り当てなければならない。この接続は残りの接続のいずれでもよい。 ($N^{\text{even}} - 2$) / 2 のペアがある。この半分が時計回り方向に割り当てられ、残りの半分が反時計回

り方向に割り当てられる。その結果、 $(N^0_{\text{even}} - 2) / 4$ の波長要件が生じる。最後の（「ペアでない」）接続には、追加の波長が必要である。これで、リング上にあるすべての接続をカラーリングするのに必要な合計波長数は、 W^0_{longest} （最長接続をカラーリングするための波長数）に、残りの接続をカラーリングするのに必要な波長を加えたものに等しくなる。ここで再度、後者は「前の」奇数ケース（ $N^0_{\text{prev}} = N^0_{\text{even}} - 1$ ）に必要な波長数に等しくなる。したがって、次のようになる。

【0070】

$$W^0_{\text{even}} = W^0_{\text{longest}} + W^0_{\text{remain}} = ((N^0_{\text{even}})^2 + 4) / 8$$

【0071】

表IVは、 $N^0_{\text{even}} = 6$ ケースの波長割当てマトリックスを示す（列4（D）はマトリックス内の新しい列である）。

【0072】

【表4】

表IV

	A	B	C	D	E	F
W_1	1	2	X	1	2	X
W_2	2	X	1→2	X	1	1
W_3	X	1	2→1	2	X	2

【0073】

さらに、時計回り方向の場合の最長接続割当てを図5に示す。以前と同様、反時計回り方向の他のすべての接続について同一の割当てが有効である。

【0074】

III. スケーラビリティの問題およびマトリックス手法

「新しいリング」でリングサイズが増加した場合、セクションIIで示した波長割振りアルゴリズムは、全メッシュ接続用の新しい波長割当てを再度見つけることができる。最初に、すでに存在している接続に波長を再割当てする必要なく

、リングのサイズを増加させることができるかどうか（いわゆる再帰的手法（recursive approach））を確認することが望ましい。この問題には次の2とおりの手法がある。（1）リング上の指定された位置に新しいノードが加えられるとき、たいていの場合、すでに存在する接続の波長割当ては維持できない。新しいマトリックスを計算した後、対応する波長を割り当てなければならない。（2）リング上のどの位置にでも新しいノードを加えることができる場合は、しかしながら新しいノードが適切な位置に加えられるれば、すでに存在している接続の波長割当てを常に維持することができる。これが望ましい理由は、すでにリング上にあるノードは新しくノードを追加することによって影響を受けることがなく、新しいノードとリングがシームレスに一体化されるためである。後者がここで示されるケースである。

【0075】

【外2】

さらに最初に注目するのは、リング上のノード数が2つ増分されるケース、すなわちネットワークを N_{odd} から $N_{odd_{new}}$ へ、
または N_{even} から $N_{even_{new}}$ へスケーリングするケースである。
+2のスケーリング

【0076】

ケース1. $N_{odd(new)} = N_{odd} + 2$

新しいマトリックスが次の特性を備えた、同じマトリックス手法が使用される

。

【0077】

【外3】

1. マトリックスのサイズは $W_{\text{odd}_{\text{new}}} \times N_{\text{odd}_{\text{new}}}$ であり、
 ここで $W_{\text{odd}_{\text{new}}}$ は $N = N_{\text{odd}_{\text{new}}}$ の波長数

(数式(1)を使用して算出)であり、

$$N_{\text{odd}_{\text{new}}} = N_{\text{odd}} + 2$$

ネットワーク内の新しいノード数である。

【0078】

【外4】

2. マトリックス内に配置される値は

1 から L_{max} の範囲であり、ここで L_{max} は「新しい」

リング上に存在する任意の2つの

ノード間の最長接続を表す。

この数値は $L_{\text{max}} = (N_{\text{odd}_{\text{new}}} - 1) / 2$ に等しい。

【0079】

ここでそのマトリックスに以下のように記入する。

【0080】

【外5】

(i) マトリックスは $W_{odd} \times N_{odd}$ から

$W_{new}^{odd} \times N_{new}^{odd}$ まで延在する。

列の数は2つだけ増加し、行の数は

W_{new}^{odd} に対応するように

$(N_{new}^{odd} - 1) / 2$ だけ増加する。

2つの新しい列が、位置 k (k は任意の列数)

(新しい列A) および

$(k + L_{prev}^{max})$ (新しい列B) で「追加」されるが、

ここで L_{prev}^{max} は、

前のリング ($N = N_{odd}$) の最長接続である。

【0081】

(ii) 行1、...、 W_{odd} および新しい列を除くすべては、前のマトリックス $W_{odd} \times N_{odd}$ 用に計算した値を配置する。

【0082】

(iii) 行1、...、 W_{odd} では、新しい列に値 X を配置する。これらの位置に X を追加することにより、前の接続がそれらの前の波長割当てを維持することが保証される。

【0083】

(iv) 行1、...、 W_{odd} では、第1の「新しい」列からバックトラッキングして最初に出会った X でない値が1だけ増分される。第2の「新しい」列に同じプロセスが繰り返される。バックトラッキング中、マトリックスをループアラウンド (loop-around) できることに留意されたい。これらの値を

1だけ増分することによって、(新しいノードの挿入による)新しい接続数に対応するように接続(ホップ)数が増加される。ステップ(i i)を実行することにより、新しい値が新しいリング内の接続に許容可能なホップ数よりも大きくなることは決してない。

【0084】

(v) ステップ(i)、...、(i v)では、マトリックスの第1の W_{odd} 行に記入する。残りの行は以下のように記入する。

【0085】

【外6】

(a) 新しい列AおよびB

(行 $W_{odd+1} - W_{odd_{new}}$)には、

値1、2、3、...、 L_{max} を

順番に記入する。

【0086】

【外7】

(b) 他のすべての

(新しい列AおよびBを除く)列では、

行 $W_{odd+1} - W_{odd_{new}}$ に、

各列にないホップ数

(行1、...、 W_{odd} で使用されないホップ数)

を記入する。

【0087】

マトリックスは前述の規則を使用して記入されるので、同じ時間同じ波長割当

てを保存しながら最適な波長割当てが再度得られることは明らかである。

【0088】

表Vは、リング上のノード数が7から9に増えたときの、新しいマトリックスの一例を示す。列3 (C) および7 (G) が「新しい」列であり、行7～10がマトリックスに加えられた「新しい」行である。このマトリックスは、直前に記載した規則 (i) ～ (v) に従って記入される。その結果、すべての既存の接続について前と同じ波長割り当てを備えた「新しい」マトリックスが生じる。

【0089】

【外8】

ネットワークが

N_{even} から $N_{\text{even new}}$

へスケーリングするときは、

同様の手法に従う (以下に表示)。

【0090】

【表5】

表 V

	A	B	C	D	E	F	G	H	I
W_1	1	4	X	X	X	4	X	X	X
W_2	3	X	X	2	X	2	X	2	X
W_3	4	X	X	X	1	3	X	X	1
W_4	X	2	X	4	X	X	X	3	X
W_5	X	3	X	X	3	X	X	1	2
W_6	X	X	X	1	4	X	X	X	4
W_7	X	X	1	3	X	X	1	4	X
W_8	X	X	2	X	2	X	2	X	3
W_9	2	X	3	X	X	1	3	X	X
W_{10}	X	1	4	X	X	X	4	X	X

【0091】

【外9】

ケース2: $N_{\text{even}_{\text{new}}} = N_{\text{even}} + 2$

新しいマトリックスのサイズは $W_{\text{even}_{\text{new}}} \times N_{\text{even}_{\text{new}}}$ であって、

$N_{\text{odd}_{\text{new}}}$ ケースと同様に記入される。

$W_{\text{even}_{\text{new}}}$ は W_{even} および W_{new} からなり、さらに W_{even} は $W_{\text{prev}_{\text{odd}}}$

および $W_{\text{longest}_{\text{connection}}}$ からなる。

【0092】

行1、...、 W_{even} は、前のマトリックスおよび前の最長接続割当てから記入され、エントリは前記で説明したように適切に増分される。残りの行 (W_{new}

) には、そこにはない接続番号が記入される。

【0093】

【外10】

移行が $N_{\text{even even}}$ から $N_{\text{even odd}}$ である場合は、

W_{new} 行に記入するとき、最長接続数を新しい

列のみに追加しなければならない。移行が

$N_{\text{even odd}}$ から $N_{\text{even even}}$ である場合は、

最長接続数を新しい行に追加する必要はない。

これは、マトリックスが最長接続の半分だけを

表示しているためである（残りの半分は反対方向にある）。

ネットワークを $N_{\text{even odd}}$ から $N_{\text{even even}}$

へスケーリングするときは、マトリックス内のエントリが

適切に増分された後の最長接続数が新しいネットワークの

最長接続数の半分に等しくなり、それ以上追加する必要はない。

ただしネットワークを $N_{\text{even even}}$ から $N_{\text{even odd}}$

にスケーリングするときは、マトリックス内のエントリが

適切に増分された後の最長接続数が、

新しいネットワークの最長接続数の半分より

2つ小さい数に等しくなるため、

2つの最長接続エントリをマトリックスに

追加しなければならない。

【0094】

表VIは、リング上のノード数が8から10に増えたときの新しいマトリックスを示す。ここで新しい列は3 (C) および8 (H) である。

【0095】

【外11】

ネットワークは $N_{\text{even even}}$ から $N_{\text{even odd}}$ へ

スケーリングするので、前に説明したように、

2つの最長接続エントリが新しい列に追加されていた。

【0096】

【表6】

表 V I

	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J
W_1	1	3	X	X	1	4	X	X	X	1
W_2	3	X	X	3	X	X	4	X	X	X
W_3	4	X	X	X	2	X	2	X	2	X
W_4	X	4	X	X	X	1	3	X	X	2
W_5	X	2	X	2	X	3	X	X	3	X
W_6	X	X	X	1	4	X	X	X	1	4
W_7	X	X	X	5	X	X	X	X	5	X
W_8	5	X	X	X	X	5	X	X	X	X
W_9	X	X	1	4	X	X	X	1	4	X
W_{10}	X	X	2	X	3	X	X	2	X	3
W_{11}	2	X	3	X	X	2	X	3	X	X
W_{12}	X	1	4	X	X	X	1	4	X	X
W_{13}	X	X	5	X	X	X	X	5	X	X

【0097】

+1のスケーリング

このサブセクションでは、リング内の任意の位置に一度に単一のノードを追加する、さらに困難なケースについて説明する。リングのサイズが1だけ増加するときには、ネットワークのスケーリングにこのマトリックス手法を使用して、すでに存在するわずかな数の接続に波長を再割当てする必要がある。奇数のノードを備えるリングと偶数のノードを備えるリングとではスケーリングの分析が異なる。どちらの場合も、マトリックスは $\{W \times N\}$ から $\{W' \times (N+1)\}$ にスケーリングする。マトリックスに記入する方法は以下のとおりである。

【0098】

ケース1 : $N' = N + 1$ ($N = \text{奇数}$)

この新しい方法では、リング上の任意の位置に新しいノードを追加して、奇数

のノードを備えたマトリックスを偶数のノードを備えたマトリックスにスケール
ングする。

【0099】

マトリックスは $\{W \times N\}$ から $\{W' \times N'\}$ に伸長され、ここで $W = (N^2 - 1) / 8$ である。列の数は1増加され、行の数は必要な新しい波長数 W' ($W' = (N'^2) / 8$ または $W' = [(N'^2 + 4) / 8]$) に対応するように増加される。それぞれの行で、アルゴリズムが新しい列から第1のエントリ (Xを除く) に会うまでその行を左方向にトラバースする (ラップアラウンドを含む)。新しい列の第1のW行はその後、以下の規則1および2に従って記入される。残りの行は、エントリ L_{max} が列 j で使用されておらず、位置 (i, j) が空である (Xエントリがない) 場合に、エントリ L_{max} を位置 (i, j) に配置する単一のアルゴリズムを使用して、最長接続エントリで記入される。

【0100】

【外12】

規則1：出会った数値エントリ K が前の奇数ケース

$L_{max}^{prev(odd)}$ の最長接続エントリよりも

小さい場合は、新しい列に X を配置し、

K を1だけ増分する。

【0101】

【外13】

規則 2 : 出会ったエントリ K が

$L_{\max}^{\text{prev(odd)}}$ に等しい場合、

アルゴリズムは新しい列に

数値 $M = (Q + 1)$ を配置し、

エントリ K は $K' = (K - Q)$ となる。

【0102】

その数値 Q は、X の数値がその特定行の新しい列に従うことを示す。表 V I I は、全メッシュ接続を備えた 5 ノードリングの波長割当てマトリックスを示し、図 6 は接続を示す。表 V I I I はノード数が $N = 5$ から $N' = 6$ に増えたときの新しいマトリックスを示し、図 7 はその新しいノードと表 V I I I との関係を示す。列 F は新しい列であり、行 W_4 から W_5 はマトリックスに追加される新しい行である。その結果生じた波長割当ては最適であり、リング上にある既存の 3 つの接続を除くすべての同じ波長割当てを同時に維持する。

【0103】

【表 7】

表 V I I

	A	B	C	D	E
W_1	1	2	X	2	X
W_2	2	X	1	1	1
W_3	X	1	2	X	2

【0104】

【表 8】

表VIII

	A	B	C	F	D	E
W_1	1	2	X	1	2	X
W_2	2	X	$1 \rightarrow 2$	X	1	1
W_3	X	1	$2 \rightarrow 1$	2	X	2
W_4	3	X	X	3	X	X
W_5	X	3	X	X	3	X

【0105】

ケース2: $N' = N + 1$ ($N = \text{偶数}$)

その分析も、偶数のノードを備えたマトリックスを奇数のノードを備えたマトリックスにスケーリングするケースについて考慮する。前述と同じく、新しい列(新しいノードを表す)をマトリックス内の任意の位置に追加することができる。

【0106】

ここでマトリックスは $\{W \times N\}$ から $\{W' \times N'\}$ に伸長され、($W' = ((N')^2 - 1) / 8$) である。新しい列、行1、...、 $((N-1)^2 - 1) / 8$ で、アルゴリズムは上記に定義された規則1に従う。行 $[((N-1)^2 - 1) / 8] + 1, \dots, W$ (ここで W は $N = N_{\text{even}}$ の波長数に等しい ($N = N_{\text{odd}}$ の場合は $W = N^2 / 8$ 、 $N = N_{\text{odd}}$ の場合は $W = (N^2 + 4) / 8$)) では、アルゴリズムは規則2に従う。行 $(W+1), \dots, W'$ では、アルゴリズムは新しい列内に、上記の行ではその列用に使用されていない接続エントリを順番に配置する。残りの行エントリは、エントリ K が列 j に使用されておらず、位置 (i, j) が空 (X エントリがない) の場合に、エントリ K を位置 (i, j) に配置する、単一のアルゴリズムを使用して記入される。

【0107】

表IXは、リング上のノード数が $N = 6$ から $N' = 7$ まで増加するときの新しいマトリックスの一例を示し、図8は新しいノードと表IXとの関係を示す。列

Gは新しい列であり、 W_6 はマトリックスに追加された新しい行である。

【0108】

【表9】

表IX

	A	B	C	G	F	D	E
W_1	1	$2 \rightarrow 3$	X	X	1	2	X
W_2	2	X	$2 \rightarrow 3$	X	X	1	1
W_3	X	1	$1 \rightarrow 2$	X	2	X	2
W_4	3	X	X	1	3	X	X
W_5	X	$3 \rightarrow 2$	X	2	X	3	X
W_6	X	X	1	3	X	X	3

【0109】

IV. モジュラ手法

このセクションでは、リングのすべての接続に波長を割り当てるのでCC制約の侵害が発生しない、他の例示的な波長割当てアルゴリズムを示す。また、2つ（または4つ）の新しいノードを一度にリングに追加するときにネットワークをどのようにスケールアップするかについても示す。ここでも、リング上のノード数が奇数の場合と偶数の場合とでは違いがある。

【0110】

IV. 1 リング上のノードが奇数の場合 ($N = N_{dd}$)

波長割当てアルゴリズムは、 N_{dd} ノードを備えたリングの波長を得るために ($N_{dd} - 2$) のノードを備えたリングの割当てに依存するものである。ただし、($N_{dd} - 2$) の場合の割当てを得るためには ($N_{dd} - 4$) の場合の知識が必要であるということになる。したがって、アルゴリズムは単純な $N_{dd} = 3$ のケースから開始し、 $N_{dd} = 5, 7, 9, \dots$ のように続けて波長を見つけていく。アルゴリズムは ($N_{dd} - 2$) の場合の波長割当てを維持し、「新しい」波長を使用して、リング上に2つの新しいノードを追加することによって作成された

接続を処理する。したがって、波長割当ての問題を解決することは、リング上にすでに存在するノード間の接続に対して同じ波長割当てを維持しながら、(2つの新しいノードが1度に(特定の場所で)ネットワークへ追加される時)スケラビリティの問題を解決することにもなる。波長割当てアルゴリズムは、以下のようになる。

【0111】

(1) $K=3$ ノードを有するリングを開始する。

【0112】

(2) リング上の位置 i および $[i + ((N_{add} - 1) / 2)]$ にそれぞれ2つの新しいノードを追加するが、ここで N_{add} はリング上の新しいノード数に対応する。

【0113】

(3) 特別の波長 $(N_{add} - 1) / 2$ を使用して、リング上にある(2つの新しいノードを追加することによって作成された)すべての新しい接続をカラーリングする。これは以下のように実行する。

【0114】

2つの新しいノードがリング上の位置 i , $[i + ((N_{add} - 1) / 2)]$ に配置され、これら2つのノードが $(K+1)$ および $(K+2)$ と示されると想定する。そのリングは、1から $(K+1) / 2$ (領域1) および $(K+3) / 2$ から K (領域2) の範囲の、2つの領域に分けられる。時計回り方向のみを使用するだけで、以下のように新しいノードと2つの領域内のノードとの間に接続が作成される。

【0115】

(3a) 領域1: 最短経路上で、ノード $(K+1)$ からノード1に波長 W_1 を、ノード $(K+1)$ からノード2に波長 W_2 をというようにして、ノード $(K+1)$ からノード $(K+1) / 2$ に波長 $W_{(K+1)/2}$ までを割り当てる。同様に、最短経路上で、ノード1からノード $(K+2)$ に波長 W_1 を、ノード2からノード $(K+2)$ に波長 W_2 をというようにして、ノード $(K+1) / 2$ からノード $(K+2)$ に波長 $W_{(K+1)/2}$ までを割り当てる。

【0116】

(3b) 領域2：最短経路上で、ノード $(K+3)/2$ からノード $(K+1)$ に波長 W_1 を、ノード $[(K+3)/2+1]$ からノード $(K+1)$ に波長 W_2 をというようにして、ノード K からノード $(K+1)$ に波長 $W_{(K-1)/2}$ までを割り当てる。同様に、最短経路上で、ノード $(K+2)$ からノード $(K+3)/2$ に波長 W_1 を、ノード $(K+2)$ からノード $[(K+3)/2+1]$ に波長 W_2 をというようにして、ノード $(K+2)$ からノード K に波長 $W_{(K-1)/2}$ までを割り当てる。

【0117】

(3c) 最後に、全メッシュ内の2つの新しいノードを互いに接続する。(最短経路上で) ノード $(K+1)$ からノード $(K+2)$ に時計回り方向で波長 $W_{(K+1)/2}$ を割り当てる。これは2つの新しいノード間の単なる接続である。

【0118】

(4) ステップ(2)に戻る。所望数のノード N_{odd} に達するまで、この手順を繰り返す。

【0119】

教育学的目的のために以前に示した図2Aおよび図2B内のリングは、上記アルゴリズムを使用して、すなわちネットワークを3つのノードから5つのノードへ追加/スケーリングして、リングネットワークのノードを3つから5つに増やす場合を示すものである。

【0120】

I V. 2 リング上のノード数が偶数の場合 ($N=N_{even}$)

リング上に偶数のノードがある場合、 N^e_{even} のケースと N^0_{even} のケースとではアルゴリズムが異なる。

【0121】

ケース I V. 2 a : N^e_{even}

ここでもケース I V. 1 と同じ波長割当てアルゴリズムを使用する。波長割当てアルゴリズムは、 N^e_{even} ノードを備えたリングの波長割当てを得るために ($N^e_{even}-4$) のノードを備えたリングの波長割当てに依存する。したがって、

アルゴリズムは、単純な $K=4$ のケースから開始し、 $K=8, 12, 16, \dots$ のように続けて波長割当てを見つけていく。ここでもアルゴリズムは($N^{\circ}, v_{\text{new}}-4$)ケースの波長割当てを維持し、「新しい」波長を使用して、リング上に4つの新しいノードを追加することによって作成された接続を処理する。 $N^{\circ}, v_{\text{new}}$ ノードのケースのアルゴリズムは、ケースIV. 1の教示に基づき、分かり易い。

【0122】

(1) 単純な $K=4$ のケースから開始する。

【0123】

(2) K 個のノードを4つの等しい領域に分割する。これらの領域は、1から $K/4$ (領域1)、 $(K/4+1)$ から $K/2$ (領域2)、 $(K/2+1)$ から $3K/4$ (領域3)、および $(3K/4+1)$ から K (領域4)の範囲である。4つの新しいノードが、リング上の位置 i 、 $(i+K/4)$ 、 $(i+2K/4)$ 、 $(i+3K/4)$ に配置される。4つの新しいノードは $(K+1)$ 、 $(K+2)$ 、 $(K+3)$ 、および $(K+4)$ と示される。

【0124】

(3) 時計回り方向のみを使用するだけで、以下のように新しいノードと4つの領域内のノードとの間に接続を作成する。

【0125】

(3a) 初めに、新しいノード $(K+1)$ および $(K+2)$ と4つの領域との間に接続を割り当てる。

【0126】

(3a. 1) 領域1：最短経路上で、ノード $(K+1)$ からノード1に波長 λ_1 を、ノード $(K+1)$ からノード2に波長 λ_2 をというようにして、ノード $(K+1)$ からノード $K/4$ に波長 $\lambda_{K/4}$ までを割り当てる。同様に、最短経路上で、ノード1からノード $(K+2)$ に波長 λ_1 を、ノード2からノード $(K+2)$ に波長 λ_2 をというようにして、ノード $K/4$ からノード $(K+2)$ に波長 $\lambda_{K/4}$ までを割り当てる。

【0127】

(3 a. 2) 領域4 : 最短経路上で、ノードKからノード(K+1)に波長 λ_1 を、ノード(K-1)からノード(K+1)に波長 λ_2 をというようにして、ノード($3K/4+1$)からノード(K+1)に波長 $\lambda_{K/4}$ までを割り当てる。同様に、最短経路上で、ノード(K+2)からノードKに波長 λ_1 を、ノード(K+2)からノード(K-1)に波長 λ_2 をというようにして、ノード(K+2)からノード($3K/4+1$)に波長 $\lambda_{K/4}$ までを割り当てる。このステップで使用される波長は、接続が異なる領域内にあり重複しないため、ステップ(3 a. 1)でも使用されたことに留意されたい。

【0128】

(3 a. 3) 領域2 : 最短経路上で、ノード(K+1)からノード($K/4+1$)に波長 $\lambda_{K/4+1}$ を、ノード(K+1)からノード($K/4+2$)に波長 $\lambda_{K/4+2}$ をというようにして、ノード(K+1)からノードK/2に波長 $\lambda_{K/2}$ までを割り当てる。同様に、最短経路上で、ノード($K/4+1$)からノード(K+2)に波長 $\lambda_{K/4+1}$ を、ノード($K/4+2$)からノード(K+2)に波長 $\lambda_{K/4+2}$ をというようにして、ノードK/2からノード(K+2)に波長 $\lambda_{K/2}$ までを割り当てる。

【0129】

(3 a. 4) 領域3 : 最短経路上で、ノード $3K/4$ からノード(K+1)に波長 $\lambda_{K/4+1}$ を、ノード($3K/4-1$)からノード(K+1)に波長 $\lambda_{K/4+2}$ をというようにして、ノード($K/2+1$)からノード(K+1)に波長 $\lambda_{K/2}$ までを割り当てる。同様に、最短経路上で、ノード(K+2)からノード $3K/4$ に波長 $\lambda_{K/4+1}$ を、ノード(K+2)からノード($3K/4-1$)に波長 $\lambda_{K/4+2}$ をというようにして、ノード(K+2)からノード($K/2+1$)に波長 $\lambda_{K/2}$ までを割り当てる。ここでもこのステップで使用される波長は、接続が異なる領域内にあり重複しないため、ステップ(3 a. 3)でも使用されたことに留意されたい。

【0130】

(3 b) : 新しいノード(K+3)および(K+4)と4つの領域との間で接続割当てを続行する。

【0131】

(3b. 1) 領域3：最短経路上で、ノード $(K+3)$ からノード $(K/2+1)$ に波長 $\lambda_{K/2+1}$ を、ノード $(K+3)$ からノード $(K/2+2)$ に波長 $\lambda_{K/2+2}$ をというようにして、ノード $(K+3)$ からノード $3K/4$ に波長 $\lambda_{3K/4}$ までを割り当てる。同様に、最短経路上で、ノード $(K/2+1)$ からノード $(K+4)$ に波長 $\lambda_{K/2+1}$ を、ノード $(K/2+2)$ からノード $(K+4)$ に波長 $\lambda_{K/2+2}$ をというようにして、ノード $3K/4$ からノード $(K+4)$ に波長 $\lambda_{3K/4}$ までを割り当てる。

【0132】

(3b. 2) 領域4：最短経路上で、ノード K からノード $(K+3)$ に波長 $\lambda_{K/2+1}$ を、ノード $(K-1)$ からノード $(K+3)$ に波長 $\lambda_{K/2+2}$ をというようにして、ノード $(3K/4+1)$ からノード $(K+3)$ に波長 $\lambda_{3K/4}$ までを割り当てる。同様に、最短経路上で、ノード $(K+4)$ からノード K に波長 $\lambda_{K/2+1}$ を、ノード $(K+4)$ からノード $(K-1)$ に波長 $\lambda_{K/2+2}$ をというようにして、ノード $(K+4)$ からノード $(3K/4+1)$ に波長 $\lambda_{3K/4}$ までを割り当てる。このステップで使用される波長は、接続が異なる領域内にあり重複しないため、ステップ (3b. 1) でも使用されることに留意されたい。

【0133】

(3b. 3) 領域1：最短経路上で、ノード $K/4$ からノード $(K+3)$ に波長 $\lambda_{3K/4+1}$ を、ノード $(K/4-1)$ からノード $(K+3)$ に波長 $\lambda_{3K/4+2}$ をというようにして、ノード 1 からノード $(K+3)$ に波長 λ_K までを割り当てる。同様に、最短経路上で、ノード $(K+4)$ からノード $K/4$ に波長 $\lambda_{3K/4+1}$ を、ノード $(K+4)$ からノード $(K/4-1)$ に波長 $\lambda_{3K/4+2}$ をというようにして、ノード $(K+4)$ からノード 1 に波長 λ_K までを割り当てる。

【0134】

(3b. 4) 領域2：最短経路上で、ノード $(K+3)$ からノード $(K/4+1)$ に波長 $\lambda_{3K/4+1}$ を、ノード $(K+3)$ からノード $(K/4+2)$ に波長 $\lambda_{3K/4+2}$ をというようにして、ノード $(K+3)$ からノード $K/2$ に波長 λ_K までを割り当てる。同様に、最短経路上で、ノード $(K/4+1)$ からノード $(K$

+4) に波長 $\lambda_{3K/4+1}$ を、ノード $(K/4+2)$ からノード $(K+4)$ に波長 $\lambda_{3K/4+2}$ をというようにして、ノード $K/2$ からノード $(K+4)$ に波長 λ_K までを割り当てる。ここでもこのステップで使用される波長は、接続が異なる領域内にあり重複しないため、ステップ (3 b. 3) でも使用されたことに留意されたい。

【0135】

(3 c) 最後に、全メッシュ内の新しいノードを接続する必要がある。最短経路上で、時計回り方向でノード $(K+1)$ からノード $(K+2)$ およびノード $(K+2)$ からノード $(K+1)$ に波長 λ_{K+1} を割り当て、反時計回り方向でノード $(K+3)$ からノード $(K+4)$ およびノード $(K+4)$ からノード $(K+3)$ に波長 λ_{K+1} を割り当てることができる。同様に、最短経路上で、時計回り方向でノード $(K+1)$ からノード $(K+3)$ に、反時計回り方向でノード $(K+3)$ からノード $(K+1)$ に波長 λ_{K+2} を割り当て、時計回り方向でノード $(K+3)$ からノード $(K+2)$ に、反時計回り方向でノード $(K+2)$ からノード $(K+3)$ に波長 λ_{K+2} を割り当て、時計回り方向でノード $(K+2)$ からノード $(K+4)$ に、反時計回り方向でノード $(K+4)$ からノード $(K+2)$ に波長 λ_{K+2} を割り当て、時計回り方向でノード $(K+4)$ からノード $(K+1)$ に、反時計回り方向でノード $(K+1)$ からノード $(K+4)$ に波長 λ_{K+2} を割り当てることができる。

【0136】

(4) ステップ (2) に戻る。所望数のノード $N^{0,even}$ に達するまで、この手順を繰り返す。

【0137】

ケース IV. 2 b : $N^{0,even}$

$N = N^{0,even}$ の場合、 $N^{0,even}$ ケース用のアルゴリズムの変形を使用する。再度ノード数を4つ増分するが、これを2段階で実行する。第1段階では、リング上のノード数を2つ増分し、新しい接続用の波長割り当ては、ケース IV. 2 a の場合と同じ波長割り当てアルゴリズムに従って実行する。次いでリングにノードをあと2つ追加し、同じ波長割り当てプロセスを繰り返す。このプロセスは以下

のとおりである。

【0138】

(1) 単純な $K=6$ のケースから開始する。

【0139】

(2) 位置 $((K+2)/4+1)$ (ノードA) および $(3(K+2)/4+1)$ (ノードB) に、2つのノードを追加する。ネットワーク内のノード数はこれで $(K+2)$ となる。2つのノードを追加した後、その $(K+2)$ ノードを2つの等しい領域に分割する。これらの領域は $(3(K+2)/4+2)$ から $(K+2)/4$ (領域1) および $((K+2)/4+2)$ から $3(K+2)/4$ (領域2) の範囲となる。新しいノードはその2つの領域には含まれない。

【0140】

(3) 時計回り方向のみを使用して、新しいノードとその2つの領域内のノードとの間に以下のように接続が作成される。

【0141】

(3a) 領域1：最短経路上で、ノード $(K+2)/4$ からノードAに波長 λ_1 を、ノード $((K+2)/4-1)$ からノードAに波長 λ_2 をというようにして、ノード $(3(K+2)/4+2)$ からノードAに波長 $\lambda_{K/2}$ までを割り当てる。同様に、最短経路上で、ノードBからノード $(K+2)/4$ に波長 λ_1 を、ノードBからノード $((K+2)/4-1)$ に波長 λ_2 をというようにして、ノードBからノード $(3(K+2)/4+2)$ に波長 $\lambda_{K/2}$ までを割り当てる。

【0142】

(3b) 領域2：最短経路上で、ノードAからノード $((K+2)/4+2)$ に波長 λ_1 を、ノードAからノード $((K+2)/4+3)$ に波長 λ_2 をというようにして、ノードAからノード $3(K+2)/4$ に波長 $\lambda_{K/2}$ までを割り当てる。同様に、最短経路上で、ノード $((K+2)/4+2)$ からノードBに波長 λ_1 を、ノード $((K+2)/4+3)$ からノードBに波長 λ_2 をというようにして、ノード $3(K+2)/4$ からノードBに波長 $\lambda_{K/2}$ までを割り当てる。ここで使用される波長は、接続が異なる領域内にあり重複しないため、ステップ(3a)でも使用されるものと同じ波長であることに留意されたい。

【0143】

(3c) 最後に、全メッシュ内の新しいノードを接続する必要がある。時計回り方向でノードAからノードBに、時計回り方向でノードBからノードAに、(最短経路上で) 波長 $\lambda_{(K+2)/2}$ を割り当てることができる。

【0144】

(4) リングに新しい2つのノードA' およびB' を追加した後、K+2をK' に置き換えてステップ2～3を繰り返す。

【0145】

(5) ステップ(2)に戻る。所望数のノード N^0, \dots, n に達するまで、その手順を繰り返す。

【0146】

V. 接続セットアップおよびルート指定に関するネットワーク態様

図9を参照すると、それぞれローカル制御装置921、922、923、および924と対話し、ネットワーク要素931、932、933、および934に関連付けられた、ネットワークマネージャ910の高水準のブロック図が示されており、ネットワーク要素931およびローカル制御装置921はノード901を備え、ネットワーク要素932およびローカル制御装置922はノード902を備えるというように構成されている。ネットワークマネージャ910はスタンダードアロン型コンポーネントとして図示されているが、いずれのノードの不可欠部分とでも同じ場所に設置するかまたはその部分であってもよい。ネットワークマネージャ910は、本発明に従ってマトリックスアルゴリズムであるかモジュラアルゴリズムであるかを規定された波長割当てアルゴリズムを格納する。さらに、ネットワークマネージャ910は、ネットワーク内のすべての適切な接続をセットアップするために、必要に応じて割当てアルゴリズムを計算する。たとえば、リング上の作業ノードは、対応するローカル制御装置/ネットワーク要素を介して、ネットワークマネージャ910に登録され、マネージャ910はアクティブノード数に基づいてリングの波長割当てを計算する。その後、それぞれのローカル制御装置に波長割当てが通知され、順に波長割当てを実施するためにネットワーク要素が起動される。トラフィックは一方のノードから他方のノードへルー

ト指定されているので、このトラフィックは、波長割当てに従って第1のノードから第2のノードにトラフィックを搬送するために割り当てられた対応する波長を介して転送される。

【0147】

図10の流れ図は、前述の図9の説明で触れたような図9の構造によって実施される方法論を示す。したがってネットワークマネージャ910は、場合によって初期設定時にまたはダウンロードにより、規定された波長割当てアルゴリズムを格納しており、これは処理ブロック1010に記述されている。処理ブロック1020に記述しているように、アルゴリズムは、アクティブであるとして登録されたリング上にあるノード数に波長を割り当てる計算のために使用される。次に処理ブロック1030に記述しているように、各ネットワーク要素931、...、または934はいったん計算されると、割当てアルゴリズムの計算によって決定されたとおり、他のネットワーク要素と相互接続するように構成される。処理ブロック1040に記載しているように、構成が完了すると、トラフィックは割り当てられた接続と対応しながらノード間でルート指定される。

【0148】

本明細書では、本発明の教示を組み込んだ種々の実施形態について詳細に示し記述してきたが、当業者であれば、さらにこれらの教示を組み込んだ他の多くの変形実施形態を容易に考案できるであろう。

【図面の簡単な説明】

本発明の教示は、添付の図面と共に以下の詳細説明を考慮することにより容易に理解される。

【図1】

リングテクノロジーを代表するそれぞれの隣接する1対のノードに接続している4本のファイバ（反対方向の2本の動作ファイバおよび反対方向の2本の保護ファイバ）を備えた、従来の4ノードで双方向の4ファイバ共用保護自己回復型リングアーキテクチャを示す図である。

【図2A】

3つのノードを備えた単一ネットワークへの波長割当てを示す（時計回り方向

のみ) 図である。

【図2B】

図2Aのノード数が3つから5つに増えたときの追加の波長割当てを示す(時計回り方向のみ) 図である。

【図3】

マトリックス割当てアルゴリズムを使用した、7ノードのネットワークへの波長割当て(時計回り方向のみ) を示す図である。

【図4】

8つのノードを備えたリングの最長接続への波長割当てを示す(時計回り方向のみを考慮) 図である。

【図5】

6つのノードを備えたリングの最長接続への波長割当てを示す(時計回り方向のみを考慮) 図である。

【図6】

マトリックス割当てアルゴリズムを使用した、5ノードのリングへの波長割当てを示す(時計回り方向のみを考慮) 図である。

【図7】

5つのノードを備えたオリジナルネットワークが、ノードが1つ追加された新しいネットワークにスケーリングされるとき、マトリックス表を示す図である。

【図8】

6つのノードを備えたオリジナルネットワークが、ノードが1つ追加された新しいネットワークにスケーリングされるとき、マトリックス表を示す図である。

【図9】

ネットワーク構成を示す図である。各ネットワークノードは、ネットワーク要素およびローカル制御装置からなる。ネットワークマネージャは、リングネットワーク内で接続セットアップおよびトラフィック経路指定を確立するために、ローカル制御装置と対話する。

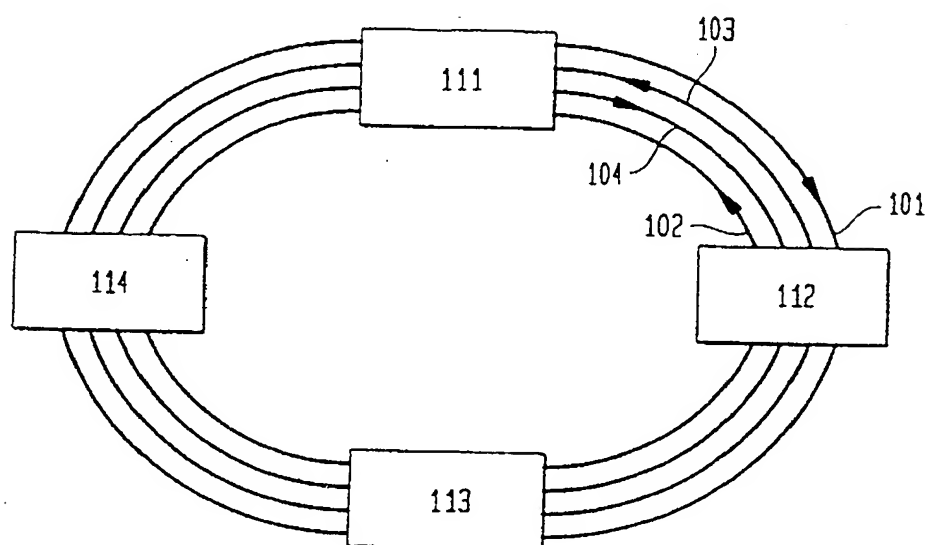
【図10】

リングネットワーク内での波長割当ておよび経路指定の両機能のために、ロー

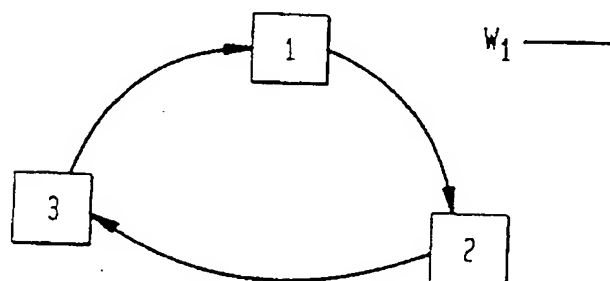
カル制御装置およびネットワーク要素と共にネットワークマネージャによって実施される方法を示す高水準の流れ図である。

理解を容易にするために、同一の参照符号が図に対して共通である同一要素を表わすために、可能なところで使用されている。

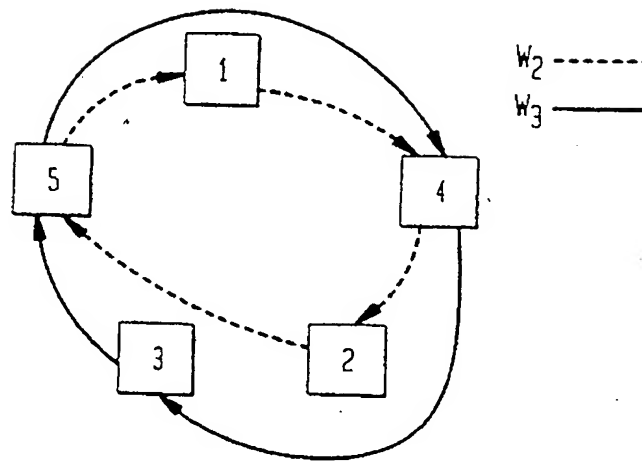
【図1】



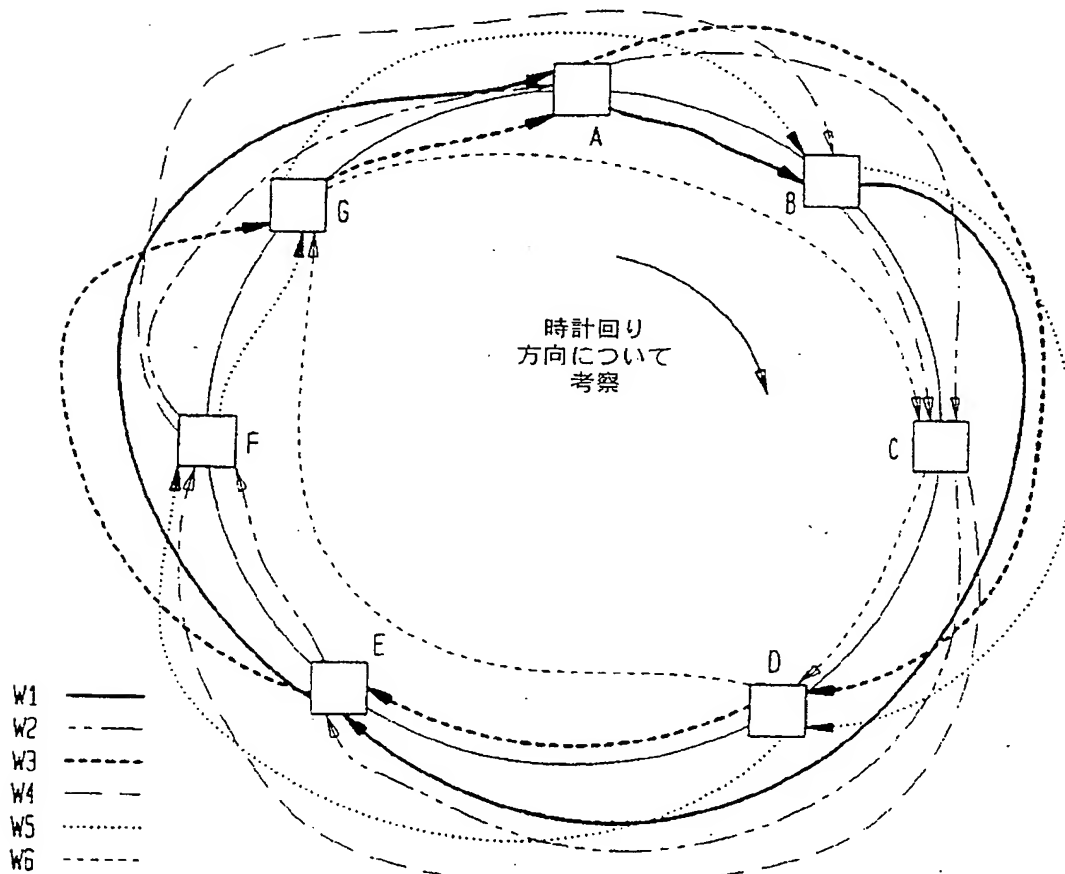
【図2A】



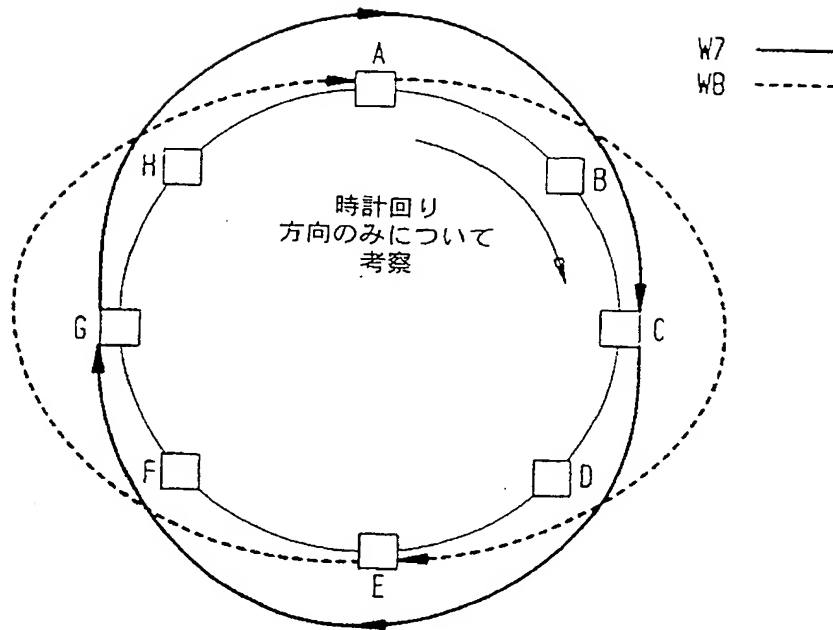
【図2B】



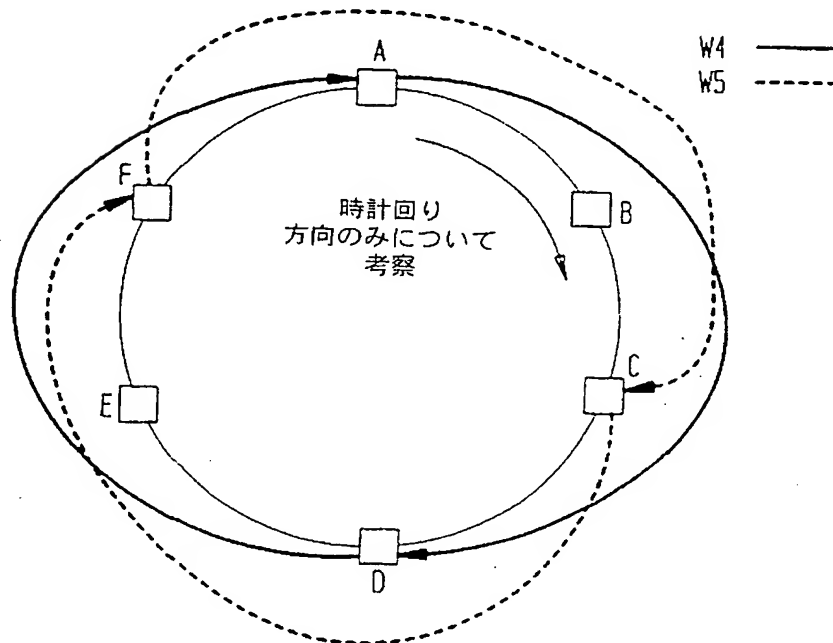
【図3】



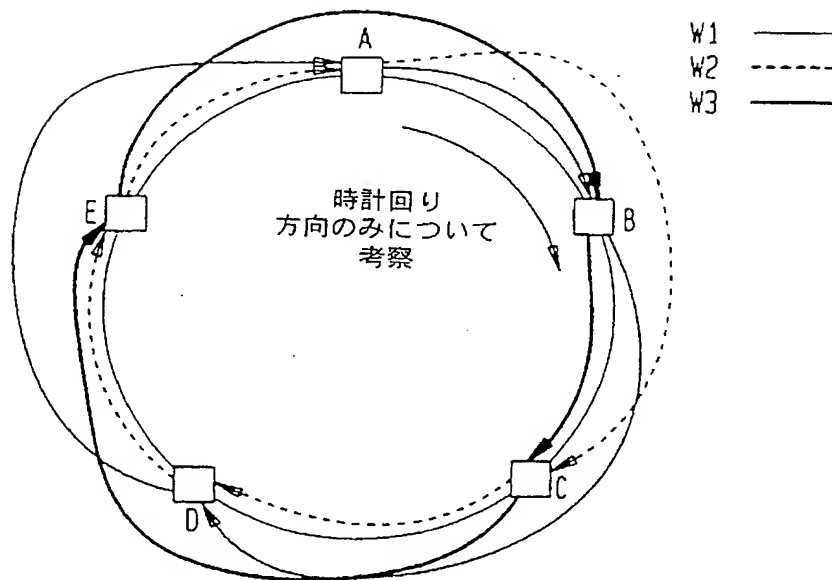
【図4】



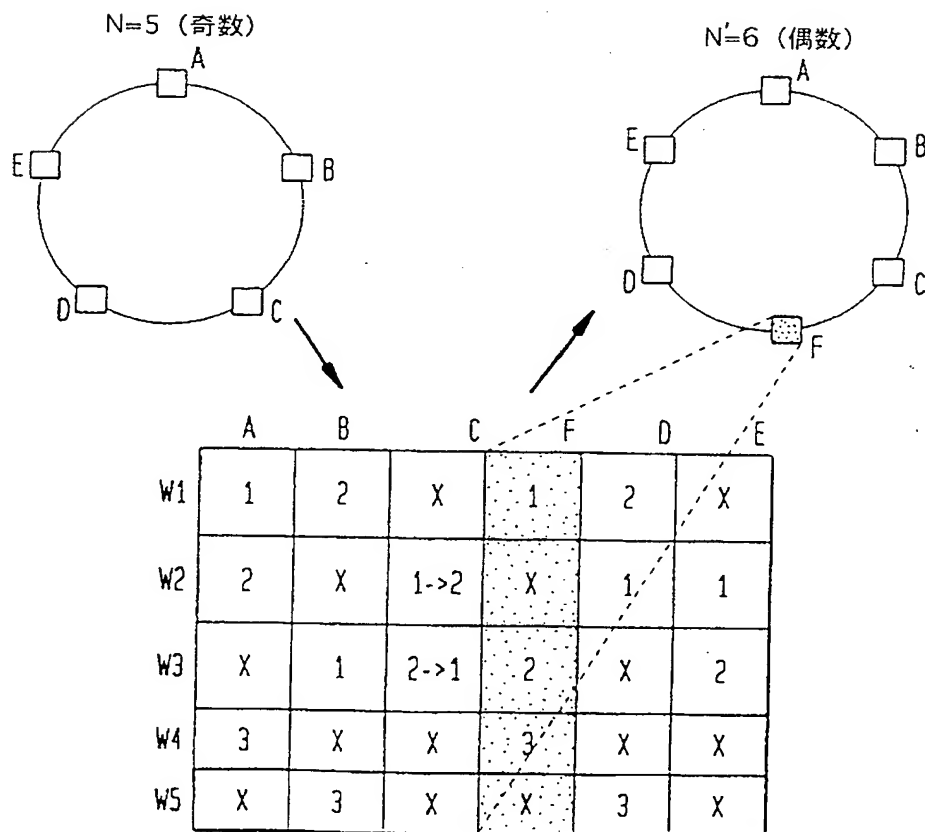
【図5】



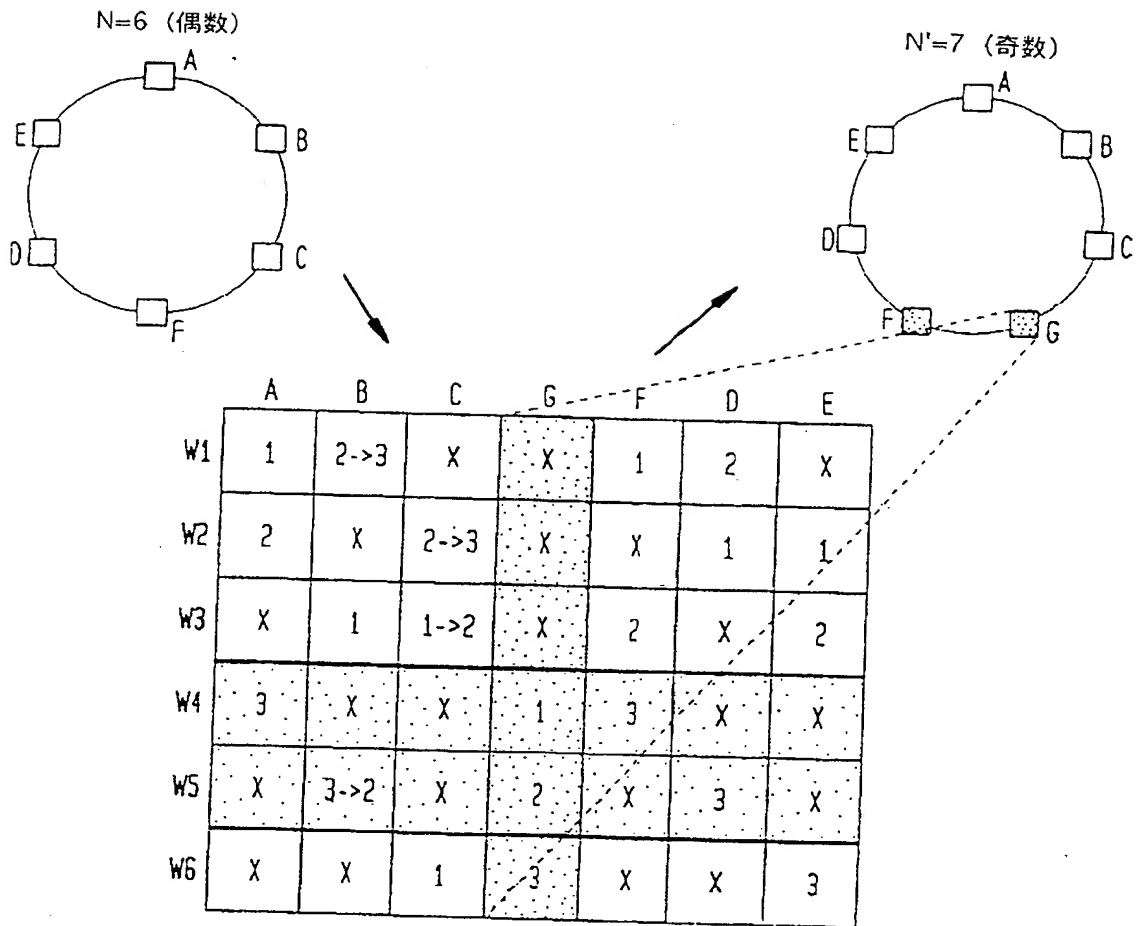
【図 6】



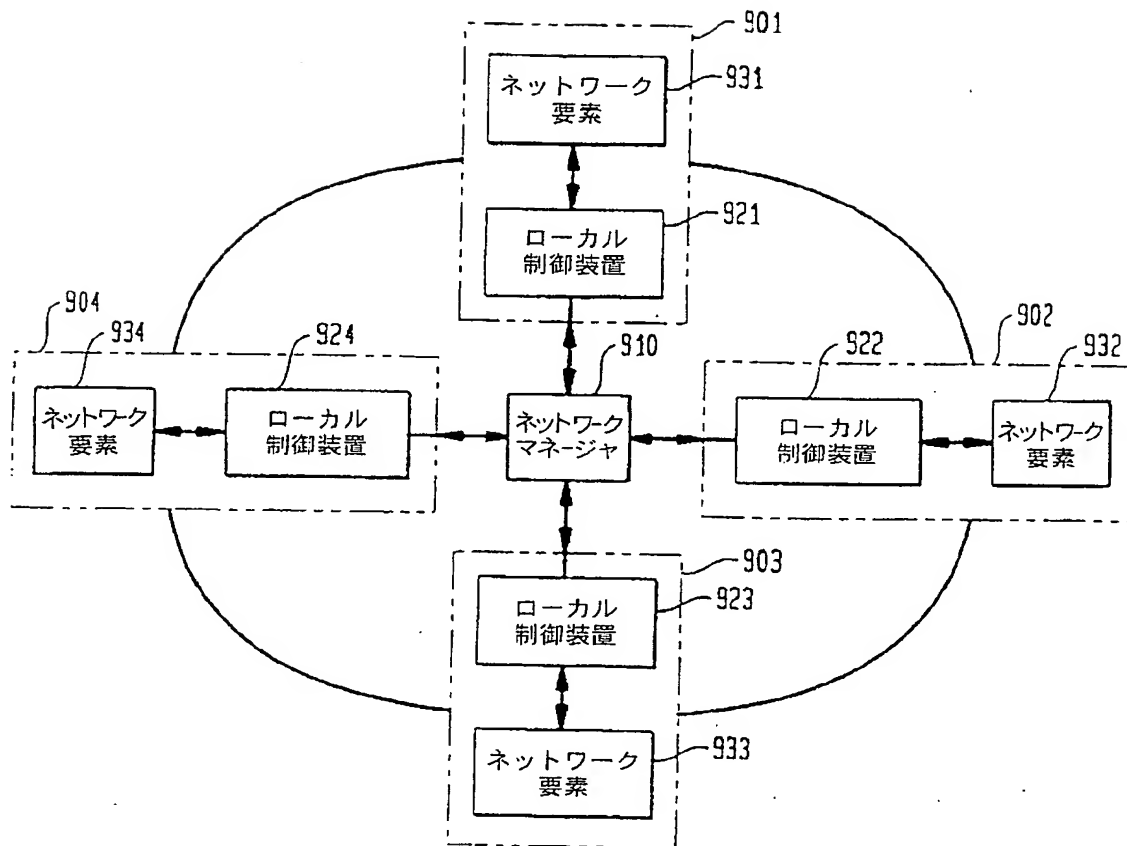
【図 7】



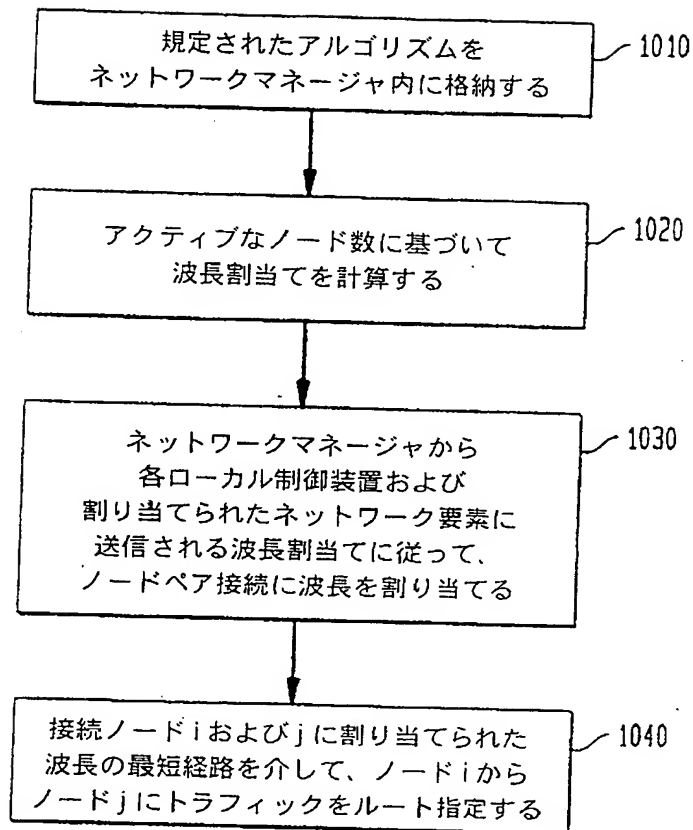
【図 8】



【図9】



【図10】



【手続補正書】

【提出日】平成12年9月13日(2000. 9. 13)

【手続補正1】

【補正対象書類名】明細書

【補正対象項目名】0141

【補正方法】変更

【補正内容】

【0141】

(3a) 領域1: 最短経路上で、ノード $(K+2)/4$ からノードAに波長 λ_1 を、ノード $((K+2)/4 - 1)$ からノードAに波長 λ_2 をというようにして、ノード $(3(K+2)/4 + 2)$ からノードAに波長 $\lambda_{K/2}$ までを割り当てる。同様に、最短経路上で、ノードBからノード $(K+2)/4$ に波長 λ_1 を、ノードBからノード $((K+2)/4 - 1)$ に波長 λ_2 をというようにして、ノードBからノード $(3(K+2)/4 + 2)$ に波長 $\lambda_{K/2}$ までを割り当てる。

【国際調査報告】

INTERNATIONAL SEARCH REPORT		International application No. PCT/US99/01010
A. CLASSIFICATION OF SUBJECT MATTER IPC(6) : H04J 14/02; H04B 10/20 US CL : 359/119,110,124; 370/452 According to International Patent Classification (IPC) or to both national classification and IPC		
B. FIELDS SEARCHED Minimum documentation searched (classification system followed by classification symbols) U.S. : 359/119,110,124; 370/452. Documentation searched other than minimum documentation to the extent that such documents are included in the fields searched Electronic data base consulted during the international search (name of data base and, where practicable, search terms used)		
C. DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT		
Category*	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
X,P	US 5,745,269 A (CHAWKI ET AL.) 28 April 1998. See Fig. 3, and the Abstract.	1 and 12
A	US 5,548,431 A (SHIN ET AL.) 20 August 1996. See all document.	1-12
<input type="checkbox"/> Further documents are listed in the continuation of Box C. <input type="checkbox"/> See patent family annex.		
* Special categories of cited documents: "A" document defining the general state of the art which is not considered to be of particular relevance "E" earlier document published on or after the international filing date "L" document which may throw doubts on priority claim(s) or which is cited to establish the publication date of another citation or other special reason (as specified) "O" document referring to an oral disclosure, use, exhibition or other means "P" document published prior to the international filing date but later than the priority date claimed "T" later document published after the international filing date or priority date and not in conflict with the application but cited to understand the principle or theory underlying the invention "X" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered novel or cannot be considered to involve an inventive step when the document is taken alone "Y" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered to involve an inventive step when the document is combined with one or more other such documents, such combination being obvious to a person skilled in the art "A" document member of the same patent family		
Date of the actual completion of the international search 16 MARCH 1999		Date of mailing of the international search report 11 MAY 1999
Name and mailing address of the ISA/US Commissioner of Patents and Trademarks Box PCT Washington, D.C. 20231 Facsimile No. (703) 305-3230		Authorized officer KINFE-MICHAEL NEGASH <i>Joni Hill</i> Telephone No. (703) 305-4932

フロントページの続き

(81)指定国 EP(AT, BE, CH, CY, DE, DK, ES, FI, FR, GB, GR, IE, IT, LU, MC, NL, PT, SE), OA(BF, BJ, CF, CG, CI, CM, GA, GN, GW, ML, MR, NE, SN, TD, TG), AP(GH, GM, KE, LS, MW, SD, SZ, UG, ZW), EA(AM, AZ, BY, KG, KZ, MD, RU, TJ, TM), AL, AM, AT, AU, AZ, BA, BB, BG, BR, BY, CA, CH, CN, CU, CZ, DE, DK, EE, ES, FI, GB, GD, GE, GH, GM, HR, HU, ID, IL, IN, IS, JP, KE, KG, KP, KR, KZ, LC, LK, LR, LS, LT, LU, LV, MD, MG, MK, MN, MW, MX, NO, NZ, PL, PT, RO, RU, SD, SE, SG, SI, SK, SL, TJ, TM, TR, TT, UA, UG, UZ, VN, YU, ZW

(72)発明者 バラ クリシュナ

アメリカ合衆国 10011 ニューヨーク州
ニューヨーク ウェスト 14 ストリート 222 アpartment 6エイ

(72)発明者 チャン ジーカン

アメリカ合衆国 07733 ニュージャージー州
ホルムデル イースト ローン ドライブ 7

Fターム(参考) 5K002 DA02 DA04 DA11 FA01
5K031 CA15 CB10 CB12 DA12 DA19